

(19) RÉPUBLIQUE FRANÇAISE
INSTITUT NATIONAL
DE LA PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE
PARIS

(11) N° de publication :
(à n'utiliser que pour les
commandes de reproduction)

2 756 996

(21) N° d'enregistrement national : 96 15159

(51) Int Cl⁶ : H 04 L 9/34, H 04 N 7/64

(12)

DEMANDE DE BREVET D'INVENTION

A1

(22) Date de dépôt : 10.12.96.

(30) Priorité :

(43) Date de la mise à disposition du public de la
demande : 12.06.98 Bulletin 98/24.

(56) Liste des documents cités dans le rapport de
recherche préliminaire : *Se reporter à la fin du
présent fascicule.*

(60) Références à d'autres documents nationaux
apparentés :

(71) Demandeur(s) : PHILIPS ELECTRONICS NV
NAMLOOSE VERNOOTSCHAP — NL.

(72) Inventeur(s) : CHOULY ANTOINE et GIANELLA
DAVID.

(73) Titulaire(s) :

(74) Mandataire : SPID.

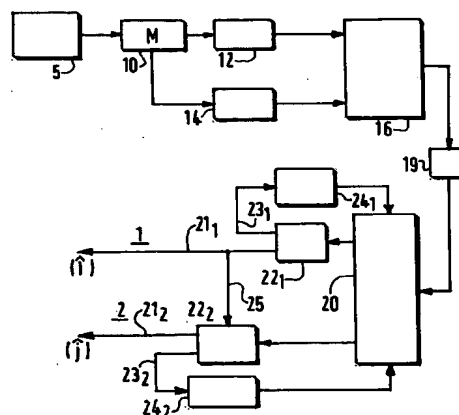
(54) SYSTEME ET PROCEDE DE TRANSMISSION NUMERIQUE COMPORTANT UN CODE PRODUIT COMBINE A
UNE MODULATION MULTIDIMENSIONNELLE.

(57) Le système de transmission numérique applique aux
données d'entrée un code convolutif systématique pour gé-
nérer un code produit en blocs avec fermeture du treillis
par ajout de données redondantes comportant un bit d'un
codage de parité. Les données ainsi codées sont ensuite
attribuées à des symboles d'une modulation numérique
multidimensionnelle.

A la réception, des moyens de décodage effectuent un
décodage itératif réalisé en cascade sur deux voies en cal-
culant des fiabilités de décisions dures pour chaque sous-
ensemble de la modulation numérique multidimensionnelle
afin de délivrer des décisions douces. La seconde voie uti-
lise les résultats délivrés par la première voie pour fournir
des décisions douces. Les décisions douces permettent de
déterminer des symboles de sortie.

L'invention concerne également un procédé de protec-
tion de données mis en oeuvre dans un tel système.

Application: Système de transmission numérique pour la
télévision par câble, par satellite. Système pour la diffusion
terrestre de données ou pour la transmission sur lignes té-
léphoniques.



FR 2 756 996 - A1



BEST AVAILABLE COPY

DESCRIPTION

L'invention concerne un système de transmission numérique à protection de données d'entrée, comportant des moyens de codage desdites données et des moyens de décodage itératif, les moyens de codage comportant un premier sous-ensemble pour effectuer un codage convolutif systématique en treillis permettant le décodage itératif et un second sous-ensemble pour attribuer les données codées à des symboles d'une modulation numérique.

L'invention concerne également un procédé de protection de données d'entrée mis en oeuvre dans un tel système de transmission numérique.

Le système peut être utilisé pour la transmission numérique pour la télévision par câble, par satellite, pour la diffusion terrestre, pour la transmission sur lignes téléphoniques ou autres.

On connaît des systèmes de protection sélective combinant un codage convolutif avec une modulation numérique. En particulier, pour augmenter les performances d'un tel système en termes de taux d'erreurs binaires, une nouvelle classe de codes convolutifs appelés turbo-codes a été décrite dans le document intitulé: "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes (1), C. BERROU, A. GLAVIEUX, P. THITIMAJSHIMA, Proceeding of ICC'93, Genève, Mai 1993, pages 1064-1071. Ces turbo-codes ont des performances, exprimées en taux d'erreurs binaires, proches des limites théoriques prévues par Shannon. Il s'agit de codes convolutifs concaténés en parallèle. Ces codes convolutifs sont basés sur des codes récurrents perforés systématiques c'est-à-dire qu'ils découlent de codes de rendement $1/2$ pour lesquels un bit d'entrée donne naissance à deux bits de sortie, la perforation étant appliquée aux bits eux-mêmes. La concaténation quant à elle, est réalisée par un entrelacement approprié des données renfermant l'information.

A la réception, le décodage itératif dit décodage turbo, consiste à décoder plusieurs fois les symboles reçus pour améliorer les performances du système en termes de taux d'erreurs binaires.

Les décodages itératifs successifs sont effectués par un unique décodeur de Viterbi à décision douce. Ce décodeur est différent d'un décodeur de Viterbi classique qui effectue une décision dure. Dans ce document les décisions douces en sortie du décodeur délivrent un
5 taux de fiabilité d'une décision dure c'est-à-dire une probabilité de décision correcte. Le décodeur est ensuite suivi d'un désentrelacement des données de sortie.

 Mais l'utilisation de turbo-codes suivis d'un décodage itératif révélée dans ce document ne supprime pas les limitations
10 des codes systématiques perforés issus de codes de rendement $1/2$ surtout lorsque ces derniers sont appliqués séparément de la modulation numérique avec laquelle ils coopèrent. En particulier, un inconvénient de ces codes est qu'ils ne sont adaptés qu'à des modulations à faible efficacité spectrale (inférieure ou égale à
15 deux bits/s/Hz) comme les modulations de phase MDP2 et MDP4. Il leur correspond un débit binaire égal au maximum à deux fois la bande utilisée. Pour augmenter le débit pour une bande occupée fixée, on pourrait chercher à utiliser des modulations à grande efficacité spectrale du type modulation d'amplitude en quadrature (MAQ). Mais
20 l'utilisation des codes convolutifs perforés décrits, juxtaposés à des modulations MAQ, ne donne pas des performances optimales, car ces codes ont été conçus indépendamment de la modulation.

25 Le but de l'invention est donc d'accroître les performances de tels systèmes de transmission numérique en garantissant un fonctionnement correct du système avec un rapport signal/bruit minimal tout en améliorant leur efficacité spectrale.

 Ce but est atteint avec un système dans lequel le premier
30 sous-ensemble met en oeuvre un codage convolutif systématique en treillis de rendement de codage $P/(Q.M)$, M, P et Q étant des entiers avec Q et M supérieurs à 1, le code convolutif systématique étant utilisé pour générer un code produit en blocs avec fermeture du treillis par ajout de données redondantes comportant au moins un bit
35 d'un code de parité, le code produit étant formé de composantes générées par codage de lignes et de colonnes d'une matrice groupant les données codées par le code convolutif systématique, le second

sous-ensemble combinant le code produit avec une modulation d'amplitude multidimensionnelle de dimension Q comportant 2^N états, le décodage itératif étant un décodage en blocs.

Pour générer, à partir des codes convolutifs systématiques, le
5 code produit ainsi que la redondance ajoutée, les moyens de codage peuvent comporter des moyens, dits machine d'états, définissant des états de sortie, des symboles de redondance à partir d'états d'entrée et des symboles d'information.

Préférentiellement la machine d'états est couplée à une table
10 de lecture pour déterminer les symboles de redondance du code convolutif systématique et les symboles servant à la fermeture du treillis.

Selon l'invention, le système est également caractérisé en ce que les moyens de décodage itératifs comportent au moins deux voies
15 opérant successivement:

- sur une première voie, le système met en oeuvre, à chaque itération de la voie, un premier décodage itératif avec:

a) des moyens pour calculer des décisions dures se rapportant au code convolutif systématique,

20 b) des moyens pour calculer des premières fiabilités des décisions dures associées à chaque sous-ensemble de la modulation multidimensionnelle, et des secondes fiabilités associées au treillis du code convolutif systématique,

c) des moyens pour sélectionner des fiabilités minimales entre
25 les premières et secondes fiabilités de chaque décision,

d) des moyens pour calculer des décisions douces servant à l'itération suivante de la première voie en fonction des fiabilités minimales sélectionnées et des décisions dures,

- et sur une seconde voie, le système met en oeuvre, à chaque
30 itération de la voie:

a) des moyens pour calculer des décisions dures se rapportant au code de parité,

b) des moyens pour calculer des troisièmes fiabilités pour chaque décision dure de la seconde voie en fonction des décisions
35 dures de la première voie,

c) des moyens pour calculer des décisions douces en fonction

des troisièmes fiabilités, des décisions douces issues de l'itération précédente de la seconde voie et des décisions dures de la première voie.

L'invention concerne aussi un procédé de protection de données d'entrée mis en oeuvre dans un système de transmission numérique, le procédé comportant une phase de codage desdites données et une phase de décodage itératif, la phase de codage comportant une première étape de codage convolutif systématique en treillis permettant le décodage itératif combinée à une seconde étape d'attribution des données codées à des symboles d'une modulation numérique, caractérisé en ce que lors de la première étape, le codage systématique en treillis présente un rendement de codage $P/(Q.M)$, M , P et Q étant des entiers avec Q et M supérieurs à 1, le code convolutif systématique étant utilisé pour générer un code produit en blocs avec fermeture du treillis par ajout de données redondantes, le code produit étant formé de composantes générées par codage de lignes et de colonnes d'une matrice groupant les données codées par le code convolutif systématique, la seconde étape combinant le code produit avec une modulation d'amplitude multidimensionnelle de dimension Q comportant 2^M états, le décodage itératif étant un décodage en blocs.

Il s'agit d'un codage convolutif systématique de rendement $P/(Q.M)$ préférentiellement de rendement $7/8$. Ce codage est combiné avec une modulation numérique multidimensionnelle à 2^M états (préférentiellement à 4 états) pour fournir des performances optimales. Selon cet exemple ($M=2$, $Q=8$, $P=14$, rendement $=14/16 = 7/8$), un tel codage est obtenu en traitant un train binaire dans lequel on prend 14 bits ou 7 symboles (dits symboles d'entrée) pour les coder en huit symboles (dits symboles de sortie). Les Q symboles (respectivement les huit symboles) de sortie sélectionnent deux symboles à 2^M niveaux (respectivement à quatre niveaux $\{+1, -1, +3, -3\}$) c'est-à-dire Q symboles réels de la modulation d'amplitude à 2^M niveaux avec M bits de sortie par symbole (respectivement à quatre niveaux 4-AM avec deux bits de sortie par symbole). Le codage produit est réalisé en appliquant le codage convolutif systématique aux lignes et aux colonnes d'une matrice contenant les bits

d'information avec fermeture du treillis pour chaque ligne et chaque colonne. Ensuite, les symboles 2^M -AM (par exemple 4-AM) issus de la matrice après le codage produit sont combinés 2 par 2 pour générer des symboles MAQ 2^{2M} (par exemple MAQ16). Les données codées sont
5 ensuite transmises par une porteuse selon les techniques habituelles.

Pour permettre d'effectuer le décodage turbo à la réception, le codage produit doit être systématique. Pour cela, il faut utiliser des codes convolutifs systématiques c'est-à-dire qu'après
10 codage les symboles d'information en entrée se retrouvent sans changement en sortie.

Les codes convolutifs de rendement $P/(Q.M)$, par exemple 7/8, décrits ci-après, sont conçus de telle façon qu'ils donnent le taux d'erreurs le plus faible pour un rapport signal/bruit donné et ceci
15 spécifiquement pour la modulation 4-AM ou MAQ16.

On obtient ainsi un système ayant les performances optimales à la fois en rapport signal/bruit et en efficacité spectrale en combinant une structure de codeur réalisant de manière optimale le codage convolutif systématique de rendement 7/8 avec la modulation
20 multidimensionnelle.

Selon l'invention, il s'agit bien d'un codage produit utilisant un codage convolutif systématique combiné avec une modulation d'amplitude en quadrature et non pas d'une juxtaposition.

Ce système comporte plusieurs avantages.

25 Par rapport au système de l'art antérieur utilisant des codes perforés binaires avec une modulation de phase MDP⁴, on dispose d'une capacité de transmission deux fois plus élevée (efficacité spectrale entre deux et quatre bits/s/Hz);

Le système a une complexité matérielle faible puisqu'un seul
30 décodeur à décision douce est nécessaire pour effectuer le décodage itératif du code produit.

Les codes utilisés sont préférentiellement des codes convolutifs systématiques de rendement 7/8, avec 14 bits en entrée et 16 bits en sortie. La fonction qui génère les 16 bits de sortie
35 en fonction des bits d'entrée et de l'état (mémoire) du codeur a été optimisée en présence de la modulation MAQ16.

Les codes convolutifs systématiques, ayant préférentiellement un rendement $7/8$, sont choisis de telle manière que la distance euclidienne minimale de ces codes combinés avec la modulation MAQ16 soit maximale afin d'améliorer les performances. Ceci fait ressortir la combinaison du codage avec la modulation.

Ces différents aspects de l'invention et d'autres encore seront apparents et élucidés à partir des modes de réalisation décrits ci-après.

10

L'invention sera mieux comprise à l'aide des figures suivantes données à titre d'exemples non limitatifs qui représentent:

Figure 1 : un schéma d'un système de transmission numérique en bande de base selon l'invention.

15

Figure 2 : un arbre de partition de A_0 en sous-ensembles.

Figure 3 : un schéma général d'un codeur de ligne ou de colonne permettant de générer le code produit.

Figure 4 : un schéma d'un système de transmission numérique muni d'un codeur pour coder aussi les symboles de redondance.

20

Figure 5 : une représentation de l'arbre de partition de la constellation 8-D.

Figure 6 : une représentation du treillis d'un code de rendement $7/8$.

25

Figure 7 : un schéma général d'un codeur convolutif systématique de rendement $7/8$ combiné avec un modulation 4-AM 8-D.

Figure 8 : une représentation de l'affectation binaire des symboles 4-AM.

30

Figure 9 : un schéma montrant un codeur convolutif systématique pour un code à 8 états.

Figure 10 : un schéma montrant un codeur convolutif systématique pour un code à 16 états.

Figure 11 : un schéma d'un exemple particulier de réalisation du codeur représenté sur la figure 7 pour un code de rendement $3/4$.

35

Figure 12 : un schéma pour le calcul des symboles de fermeture du treillis.

Figure 13 : un schéma des moyens de décodage du premier étage

selon l'invention.

Figure 14 : une représentation en treillis des sous-ensembles $S_{0,0}$ et $S_{0,1}$.

Figure 15 : un organigramme des différentes étapes du décodage effectué dans le premier étage.

Figure 16 : un schéma des moyens de décodage du second étage selon l'invention.

Figure 17 : une représentation en treillis du code de parité.

10

La figure 1 représente un schéma d'un système de transmission numérique en bande de base selon l'invention. Les données d'entrée à protéger issues d'une source 5 sont organisées en matrice par exemple en les stockant dans une mémoire 10 formée de lignes et de colonnes qui peuvent être adressées séparément. Le système comporte des moyens 12 de codage de lignes et des moyens 14 de codage de colonnes. Les deux moyens délivrent des données qui sont affectées à des symboles d'une modulation numérique 4-AM. Un organe d'attribution 16 transforme les symboles 4-AM en symboles MAQ16. Il s'agit d'un groupement 2 par 2 des symboles 4-AM en sortie du codage produit.

Ces symboles sont transmis selon les techniques habituelles à travers un canal 19 vers des moyens de réception. Les données reçues passent dans des moyens 20 de stockage temporaire qui permettent d'effectuer le traitement en boucle décrit ci-après. Le décodeur comporte deux voies opérant successivement, une voie 1 qui se rapporte aux décisions sur les bits les moins significatifs des symboles émis (indice i) et une seconde voie qui se rapporte aux décisions sur les bits les plus significatifs des symboles émis (indice j).

Sur la voie 1, en sortie des moyens de stockage 20, les données entrent dans un décodeur de Viterbi 22₁ qui présente deux sorties, une sortie 21₁ à décision dure qui délivre les symboles estimés et les bits i estimés obtenus pour chaque itération et une sortie 23₁ à décision douce qui est rebouclée sur la mémoire 20 à travers un entrelaceur de données 24₁.

Sur la voie 2, en sortie des moyens de stockage 20, les données entrent dans un décodeur de code de parité 22₂ qui présente deux sorties, une sortie 21₂ à décision dure qui délivre les bits j estimés obtenus pour chaque itération et une sortie 23₂ à décision
 5 douce qui est rebouclée sur la mémoire 20 à travers un entrelaceur de données 24₂.

Le décodage de la voie 2 est effectué après le décodage de la voie 1, à partir des symboles reçus et des bits i estimés par le décodeur de la voie 1.

10 Les symboles estimés sont de plus en plus fiables au fur et à mesure que le traitement itératif est répété. En moyenne, cette amélioration, mesurée en taux d'erreurs, est obtenue après 4 à 5 itérations pour la voie 1 et après 2 à 3 itérations pour la voie 2.

Pour former le code produit, le codage d'une ligne de la
 15 matrice est effectué de la façon suivante par le codeur de ligne. Les données sont traitées bloc par bloc, un bloc comportant $2 \times (7N + 4)^2$ bits pour un code systématique de rendement 7/8 pris ici à titre d'exemple. La mémoire 10 stocke une matrice [I] d'information de dimensions $(7N + 4) \times (7N + 4)$. La matrice contient des symboles
 20 d'information quaternaires $\{+1, -1, +3, -3\}$. Chaque symbole correspond à 2 bits.

Ensuite chaque ligne de la matrice [I] (1 ligne = $7N + 4$ symboles) est codée par un codeur convolutif systématique de ligne 122 (figure 3) générant à la fois les symboles d'information (qui
 25 sont les symboles à 4 niveaux 4-AM $\{+1, -1, +3, -3\}$ correspondant aux symboles quaternaires de la matrice [I] avant codage) et les symboles de redondance. Pour chaque ligne, il y a N symboles 4-AM de redondance générés par le codeur convolutif 7/8 (N symboles de redondance pour 7N symboles d'information) et 4 symboles 4-AM de
 30 redondance pour fermer le treillis du code. Ces 4 symboles sont générés avec les 4 derniers symboles de la ligne de la matrice d'information. La même opération est effectuée pour les colonnes de la matrice.

Considérons à titre d'exemple le code convolutif systématique
 35 de rendement 7/8 (codeur 122). Avec 7 symboles d'information utile on génère 8 symboles comportant les 7 symboles utiles (code convolutif systématique) plus un symbole de redondance. Considérons

la première ligne de la matrice constituée de $N + 1$ blocs (un bloc ayant 7 symboles d'information soit 14 bits) qui sont:

$$(I_{1,1}, \dots, I_{1,7}), (I_{1,8}, \dots, I_{1,14}), \dots, \\ (I_{1,7N-6}, \dots, I_{1,7N}), (I_{1,7N+1}, \dots, I_{1,7N+4}).$$

Un symbole par exemple $I_{1,1}$ comporte deux bits $j_{1,1}$ et $i_{1,1}$.

- 5 Le codage produit, réalisé suivant le schéma de la figure 3, donne une matrice représentée sur le tableau I.

$I_{1,1} \dots I_{1,7N+4}$ \vdots $I_{m,1} \dots I_{m,7N+4}$ \vdots $I_{7N+4,1} \dots I_{7N+4,7N+4}$	$R_{1,1} \dots R_{1,N}$ \vdots $R_{m,1} \dots R_{m,N}$ \vdots $R_{7N+4,1} \dots R_{7N+4,N}$	$TR_{1,1} \dots TR_{1,4}$ \vdots $TR_{m,1} \dots TR_{m,4}$ \vdots $TR_{7N+4,1} \dots TR_{7N+4,4}$
$C_{1,1} \dots C_{1,7N+4}$ \vdots $C_{m,1} \dots C_{m,7N+4}$ \vdots $C_{N,1} \dots C_{N,7N+4}$		
$TC_{1,1} \dots TC_{1,7N+4}$ \vdots $TC_{4,1} \dots TC_{4,7N+4}$		

TABLEAU I

Pour chaque bloc, on calcule le symbole de redondance (soit 2 bits) du code convolutif systématique, le bloc 1 fournit $R_{1,1}$, le bloc 2 fournit $R_{1,2}$, et ainsi de suite jusqu'au bloc N qui fournit $R_{1,N}$.

On suppose que l'état initial du codeur est égal à zéro. Après avoir généré $R_{1,N}$ le codeur 122 est à l'état $\sigma(N)$. A l'aide des moyens 128 de fermeture du treillis, on ferme le treillis, en forçant l'état du treillis à zéro en générant 4 symboles $TR_{1,1}$, $TR_{1,2}$,

$TR_{1,3}$, $TR_{1,4}$ (pour un code à 8 états) correspondant à une transition dans le treillis du code convolutif à 8 états de telle façon qu'après cette transition on arrive à l'état $\sigma=0$. Pour un code ayant plus d'états, il faut utiliser plus de symboles de fermeture du treillis. Les symboles $TR_{1,1}$, $TR_{1,2}$, $TR_{1,3}$, $TR_{1,4}$ sont fonction des 4 symboles d'information $(I_{1,7N+1}, \dots, I_{1,7N+4})$ et de l'état du

treillis $\sigma(N)$ après le codage d'une ligne et sont générés par une table adressée par $\sigma(N)$ décrite ci-après.

Après le codage, on obtient la matrice de symboles 4-AM représentée dans le tableau I dans lequel:

$I_{m,n}$ est une matrice de dimensions $(7N+4) \times (7N+4)$ comportant les symboles 4-AM d'information.

$R_{m,n}$ est une matrice de dimensions $(7N+4) \times N$ comportant les symboles 4-AM correspondant aux symboles de redondance ligne générés par le code 7/8.

$TR_{m,n}$ est une matrice de dimensions $(7N+4) \times 4$ comportant les symboles 4-AM de redondance de ligne de fermeture du treillis.

$C_{m,n}$ est une matrice de dimensions $(N \times 7N+4)$ comportant les symboles de redondance colonne.

$TC_{m,n}$ est une matrice de dimensions $(4 \times 7N+4)$ comportant les symboles de redondance colonne de fermeture du treillis.

Le codeur de ligne 12 opère de la manière suivante (figure 3). Les symboles d'entrée $I_{m,n}$ entrent dans le buffer 120 puis dans le codeur 122 de rendement 7/8 qui délivre un symbole de redondance pour un bloc de 7 symboles d'information. Un multiplexeur 124 effectue en sortie la mise en série des symboles. Pour cela, il délivre sur sa sortie 131, dans l'ordre, des groupes de 8 symboles, chaque groupe étant formé par les 7 symboles d'information et le symbole de redondance correspondant à ce bloc. Le multiplexeur délivre ensuite tous les groupes de 8 symboles consécutifs. Lorsque tous les groupes sont extraient, il extrait les 4 derniers symboles d'information de la ligne puis les 4 symboles de fermeture du treillis délivrés par l'organe 128 de détermination des symboles de fermeture. Un contrôleur 17 gère les opérations.

Le même traitement est effectué pour les autres lignes. De la

même manière, un traitement semblable est réalisé pour les colonnes (codeur de colonnes 14). Le premier bloc de la première colonne est formé des symboles: $I_{1,1}, I_{2,1}, \dots, I_{7N+4,1}$. A chaque bloc de 7 symboles va correspondre un symbole de redondance, par exemple au premier bloc va correspondre le symbole $C_{1,1}$ et au dernier bloc va correspondre le symbole $C_{N,1}$. Les symboles de redondance de fermeture du treillis vont être pour la première colonne les symboles $TC_{1,1}, TC_{2,1}, TC_{3,1}, TC_{4,1}$ générés à partir des symboles $I_{7N+1,1}, \dots, I_{7N+4,1}$. L'ensemble des données formées par les symboles d'information initiale, les symboles de redondance de codage ligne et de codage colonne et les symboles de fermeture du treillis forment le code produit.

Une ligne de ce code produit va former un bloc de symboles qui sert à coder des symboles d'une modulation 4-AM. Comme les symboles d'information initiale restent les mêmes dans le code produit qu'ils soient lus en ligne ou en colonne, pour utiliser les colonnes du code produit il est inutile d'utiliser une seconde fois les symboles d'information initiale. Seuls donc les symboles de redondance des colonnes du code produit sont utilisés pour coder (codeur de colonnes 14) des symboles d'une modulation 4-AM. Les symboles 4-AM issus des lignes et des colonnes du code produit servent à coder une modulation MAQ16 dans l'organe d'attribution 16.

Pour accroître les performances du système, il est possible de coder aussi les symboles de redondance qui viennent d'être calculés. Ainsi on peut coder les colonnes des matrices $R_{m,n}$ et $TR_{m,n}$ (codage en colonne de la redondance ligne) pour générer les matrices $RC_{m,n}, TRC_{m,n}, RCT_{m,n}$ et $TRCT_{m,n}$ de dimensions $(N \times N), (N \times 4), (4 \times N)$ et (4×4) respectivement (tableau II). On code aussi en ligne la redondance colonne (matrices $C_{m,n}$ et $TC_{m,n}$) pour générer les matrices $CR_{m,n}, CRT_{m,n}, TCR_{m,n}$ et $TCRT_{m,n}$ de dimensions $(N \times N), (N \times 4), (4 \times N)$ et (4×4) respectivement.

Dans ce cas, on code la matrice d'information de dimensions $(7N+4) \times (7N+4)$ suivant les lignes et les colonnes pour obtenir la redondance de ligne (symboles $R_{m,n}$ et $TR_{m,n}$) et la redondance colonne (symboles $C_{m,n}$ et $TC_{m,n}$) de la même manière que cela vient d'être

décrit. Puis on code en colonne la redondance ligne et en ligne la redondance colonne afin d'accroître les performances du système.

Ainsi par exemple, on va coder le bloc de $7N+4$ symboles

$(R_{1,1} \dots R_{7N+4,1})$ pour générer d'abord les N symboles de redondance

5 colonne $(RC_{1,1} \dots RC_{N,1})$ provenant de la redondance du code 7/8 puis

les quatre symboles de redondance $(RCT_{1,1} \dots RCT_{4,1})$ de fermeture du

treillis. On fait de même pour les autres colonnes de la redondance ligne $(R_{1,n} \dots R_{7N+4,n})$ pour $n=1, \dots, N$ et pour les 4 colonnes

$(TR_{1,1} \dots TR_{7N+4,1})$ jusqu'à $(TR_{1,4} \dots TR_{7N+4,4})$. On code aussi les lignes

10 de la redondance colonne c'est-à-dire les lignes $(C_{m,1} \dots C_{m,7N+4})$

pour $m=1, \dots, N$ et les 4 lignes $(TC_{1,1} \dots TC_{1,7N+4})$ à $(TC_{4,1} \dots TC_{4,7N+4})$.

On obtient ainsi la matrice suivante:

15	$\begin{matrix} I_{1,1} \dots I_{1,n} \dots I_{1,7N+4} \\ \dots \dots \dots \\ I_{m,1} \dots I_{m,n} \dots I_{m,7N+4} \\ \dots \dots \dots \\ I_{7N+4,1} \dots I_{7N+4,n} \dots I_{7N+4,7N+4} \end{matrix}$	$\begin{matrix} R_{1,1} \dots R_{1,N} \\ \dots \dots \dots \\ R_{m,1} \dots R_{m,N} \\ \dots \dots \dots \\ R_{7N+4,1} \dots R_{7N+4,N} \end{matrix}$	$\begin{matrix} TR_{1,1} \dots TR_{1,4} \\ \dots \dots \dots \\ TR_{m,1} \dots TR_{m,4} \\ \dots \dots \dots \\ TR_{7N+4,1} \dots TR_{7N+4,4} \end{matrix}$
	$\begin{matrix} C_{1,1} \dots C_{1,n} \dots C_{1,7N+4} \\ \dots \dots \dots \\ C_{N,1} \dots C_{N,n} \dots C_{N,7N+4} \end{matrix}$	$\begin{matrix} RC_{1,1} \dots RC_{1,N} \\ \dots \dots \dots \\ RC_{N,1} \dots RC_{N,N} \end{matrix}$	$\begin{matrix} TRC_{1,1} \dots TRC_{1,4} \\ \dots \dots \dots \\ TRC_{N,1} \dots TRC_{N,4} \end{matrix}$
	$\begin{matrix} TC_{1,1} \dots TC_{1,n} \dots TC_{1,7N+4} \\ \dots \dots \dots \\ TC_{4,1} \dots TC_{4,n} \dots TC_{4,7N+4} \end{matrix}$	$\begin{matrix} RCT_{1,1} \dots RCT_{1,N} \\ \dots \dots \dots \\ RCT_{4,1} \dots RCT_{4,N} \end{matrix}$	$\begin{matrix} TRCT_{1,1} \dots TRCT_{1,4} \\ \dots \dots \dots \\ TRCT_{4,1} \dots TRCT_{4,4} \end{matrix}$
		$\begin{matrix} CR_{1,1} \dots CR_{1,N} \\ \dots \dots \dots \\ CR_{N,1} \dots CR_{N,N} \end{matrix}$	$\begin{matrix} CRT_{1,1} \dots CRT_{1,4} \\ \dots \dots \dots \\ CRT_{N,1} \dots CRT_{N,4} \end{matrix}$
		$\begin{matrix} TCR_{1,1} \dots TCR_{1,N} \\ \dots \dots \dots \\ TCR_{4,1} \dots TCR_{4,N} \end{matrix}$	$\begin{matrix} TCRT_{1,1} \dots TCRT_{1,4} \\ \dots \dots \dots \\ TCRT_{4,1} \dots TCRT_{4,4} \end{matrix}$

TABLEAU II

20 Dans ce tableau:

- la matrice [I] contient les symboles d'informations d'entrée.

- la matrice [R] est la matrice de redondance ligne de la matrice [I].

25 - la matrice [C] est la matrice de redondance colonne de la

matrice [I].

- la matrice [TR] est la matrice de redondance de fermeture du treillis pour les lignes de la matrice [I].

5 - la matrice [TC] est la matrice de redondance de fermeture du treillis pour les colonnes de la matrice [I].

- la matrice [RC] est la matrice de redondance colonne de la matrice [R].

- la matrice [CR] est la matrice de redondance ligne de la matrice [C].

10 - la matrice [TCR] est la matrice de redondance ligne de la matrice [TC].

- la matrice [RCT] est la matrice de redondance de fermeture du treillis pour les colonnes de la matrice [R].

15 - la matrice [TRC] est la matrice de redondance colonne de la matrice [TR].

- la matrice [TRCT] est la matrice de fermeture du treillis pour les colonnes de la matrice [TR].

- la matrice [CRT] est la matrice de fermeture du treillis des lignes de la matrice [C].

20 - la matrice [TCRT] est la matrice de fermeture du treillis du codage en ligne de la matrice [TC].

25 Considérons plus en détail le fonctionnement du codeur de ligne 12 représenté sur la figure 3 pour coder une ligne de la matrice.

On stocke dans le buffer 120 la ligne qu'on veut coder. Une ligne comporte $(14N + 8)$ bits ou $(7N+4)$ symboles quaternaires d'information. Par exemple pour le bloc d'ordre k , le buffer stocke N blocs $(i_1(k), j_1(k), \dots, i_7(k), j_7(k))$ ayant 14 bits (soit 7 symboles) et 1 bloc de 8 bits (soit 4 symboles):

$i_1(N+1), j_1(N+1)$

$i_2(N+1), j_2(N+1)$

$i_3(N+1), j_3(N+1)$

$i_5(N+1), j_5(N+1)$

Les N blocs de 14 bits sont soumis successivement à un codage convolutif systématique de rendement $7/8$ (codeur 122). Pour chaque bloc (k -ème bloc), le codeur 122 génère 7 symboles 4-AM d'information $U_1(k)$ à $U_7(k)$ correspondant aux 14 bits d'information du bloc et 1 symbole de redondance $U_8(k)$, pour $k = 1, \dots, N$, (connexion 123) en réalisant une affectation binaire décrite sur la figure 8.

Chaque bloc de 14 bits d'information correspond à une transition dans le treillis du code $7/8$. Le dernier bloc, d'ordre $N+1$, correspond à la transition qui ferme le treillis.

A partir des 8 bits d'information $\{i_1(N+1), j_1(N+1), i_2(N+1), j_2(N+1), i_3(N+1), j_3(N+1), i_5(N+1), j_5(N+1)\}$, (4 symboles quaternaires) qui sont les 8 derniers bits de la ligne, on génère les symboles 4-AM, c'est-à-dire $U_1(N+1), U_2(N+1), U_3(N+1), U_5(N+1)$ d'après l'affectation binaire donnée par la figure 8, puis on calcule les 4 symboles de redondance $U_4(N+1), U_6(N+1), U_7(N+1)$ et $U_8(N+1)$ permettant de fermer le treillis. Ces symboles sont fonction à la fois de l'état du codeur σ_{N+1} après le codage du N -ème bloc et des 8 bits $\{i_1(N+1), j_1(N+1), i_2(N+1), j_2(N+1), i_3(N+1), j_3(N+1), i_5(N+1), j_5(N+1)\}$. Ils sont déterminés par l'organe 128.

Le codeur des colonnes est le même sauf qu'en sortie du codage systématique convolutif $7/8$, on a seulement les symboles de redondance.

Le schéma du codeur permettant de faire le double codage de la redondance est représenté sur la figure 4. Les mêmes éléments que ceux de la figure 1 sont représentés avec les mêmes repères. Dans le cas de l'exemple considéré, la mémoire M 10 contient $(7N+4)^2$ symboles. Une autre mémoire MR contient les $(7N+4)(N+4)$ symboles de redondance ligne (symboles $R_{m,n}, TR_{m,n}$). Une autre mémoire MC contient les $(N+4)(7N+4)$ symboles de redondance colonne (symboles $C_{m,n}$ et $TC_{m,n}$). Les mémoires MR et MC sont chargées après avoir fini le codage en ligne et en colonne de M . Ensuite, on effectue le codage du contenu de MR suivant les colonnes et le codage du contenu de MC suivant les lignes pour générer les $(N+4)^2$ symboles 4-AM ($RC_{m,n}, TRC_{m,n}, RCT_{m,n}$ et $TRCT_{m,n}$) et les $(N+4)^2$ symboles 4-AM ($CR_{m,n}, CRT_{m,n}$.

TCR_{m,n}, et TCRT_{m,n}) respectivement. Des permutateurs 13 et 15 assurent le déroulement des opérations sous le contrôle d'un contrôleur 17.

5 Finalement tous les symboles 4-AM formés pour chaque matrice du code produit des tableaux I ou II sont regroupés 2 par 2 et transmis sur le canal sous la forme de symboles complexes de la constellation MAQ16 (suivant un ordre bien défini).

Le rendement du code produit sans codage de la redondance est égal à:

$$10 \quad \rho_1 = \frac{(7N+4)^2}{(7N+4)^2 + 2(7N^2 + 32N + 16)}. \text{ Pour } N=20, \text{ le rendement est de } 0,765$$

et l'efficacité spectrale est alors égale à 4 fois ce rendement, soit 3,06 bits/s/Hz.

Avec un double codage de la redondance le rendement du code produit devient égal à:

$$15 \quad \rho_2 = \frac{(7N+4)^2}{16(N+4)(N+1) + (7N+4)^2}.$$

Ainsi avec N=20 on obtient un rendement de 0,72 et une efficacité spectrale de 2,88 bits/s/Hz. Il y a une perte d'efficacité spectrale à coder la redondance de 0,18 bit/s/Hz mais on accroît les performances du système.

20 La figure 8 représente l'affectation binaire des bits i,j aux symboles de la constellation 4-AM.

La constellation 4-AM à une dimension 1-D est représentée par l'ensemble $A_0 = \{-3, -1, +1, +3\}$. Le premier niveau de partition de A_0 comporte deux sous-ensembles B_0 et B_1 avec $B_0 = \{3, -1\}$ et $B_1 = \{1, -3\}$ (figure 2). Un symbole, par exemple $I_{1,1}$ comporte deux bits $i_{1,1}$ et $j_{1,1}$. Le bit i est affecté à ce premier niveau avec $i=0$ pour B_0 et $i=1$ pour B_1 .

Le second niveau de partition de A_0 comporte quatre sous-ensembles C_0, C_1, C_2 et C_3 , avec $C_0 = \{+3\}$, $C_1 = \{+1\}$, $C_2 = \{-1\}$ et $C_3 = \{-3\}$. L'indice j est affecté à ce second niveau avec $j=0$ pour C_0 ou C_1 et $j=1$ pour C_2 ou C_3 . L'indice des ensembles C est égal à la valeur décimale des indices j,i, soit $2j+i$, affectés à la partition qui les génère.

Une constellation 8-D est définie comme étant l'ensemble des blocs de 8 symboles appartenant chacun à A_0 . La figure 5 représente l'arbre de partition de la constellation 8-D $(A_0)^8$ où A_0 est la constellation (1-D) à une dimension 4-AM.

- 5 L'ensemble $(A_0)^8$ a pour distance euclidienne minimale (au carré) do^2 . Cet ensemble est partitionné en 2 sous-ensembles de distance minimale $2do^2$. A chaque sous-ensemble, on affecte un bit Y_0 valant 0 ou 1.

$Y_0 = 0$ pour le sous-ensemble constitué par tous les blocs

- 10 appartenant à $B_{i1} \dots B_{i8}$ avec $\sum_{k=1}^8 i_k = 0 \text{ mod } 2$;

$Y_0 = 1$ pour le sous-ensemble constitué par tous les blocs

appartenant à $B_{i1} \dots B_{i8}$ avec $\sum_{k=1}^8 i_k = 1 \text{ mod } 2$

- Donc $Y_0 = 0$ correspond à l'ensemble de tous les blocs de symboles 4-AM $(U_1 \dots U_8)$ contenant un nombre pair de composantes dans le sous-ensemble 1-D soit $B_1 = \{+1, -3\}$.

De même, $Y_0 = 1$ correspond à l'ensemble de tous les blocs de symboles 4-AM $(U_1 \dots U_8)$ contenant un nombre impair de composantes dans le sous-ensemble 1-D soit $B_1 = \{-1, +3\}$.

- Puis chaque sous-ensemble 8-D est à son tour partitionné en 2 autres sous-ensembles 8-D et ainsi de suite.

A chaque niveau de partition on affecte un bit:

- Y_0 est affecté au 1er niveau;
 - Y_1 est affecté au 2ème niveau;
 - Y_2 est affecté au 3ème niveau;
 25 - Y_3 est affecté au 4ème niveau.

Dans la suite, on va décrire seulement les sous-ensembles correspondant à $Y_0 = 0$.

Après le 4ème niveau de partition, on obtient les 8 sous-ensembles :

- 30 $S_0, S_2, S_4, S_6, S_8, S_{10}, S_{12}, S_{14}$ (S_i, i pair).

L'indice i d'un sous-ensemble S_i est la valeur décimale des 4

bits Y_3, Y_2, Y_1, Y_0 affectés à S_i .

Chaque sous-ensemble est de la forme $U(B_{i1} \dots B_{i8})$ (union des sous-ensembles) et est défini par des relations de parité sur les indices (i_1, \dots, i_8) . La distance minimale (carré) dans chaque sous-ensemble S_i est $4d_0^2$. Chaque sous-ensemble contient $2^{12} = 4096$ blocs de 8 symboles 4-AM.

Chaque sous-ensemble S_i contient 16 sous-ensembles $(B_{i1} \dots B_{i8})$ et chaque sous-ensemble $(B_{i1} \dots B_{i8})$ contient $2^8 = 256$ blocs 8-D.

10 Finalement, chaque sous-ensemble S_i est partitionné en 2 sous-ensembles $S_{i,0}$ et $S_{i,1}$ où:

- $S_{i,0}$ est le sous-ensemble des blocs de S_i dont le dernier symbole 4-AM du bloc est positif (donc appartenant à C_0 ou C_1).

- $S_{i,1}$ est le sous-ensemble des blocs de S_i dont le dernier symbole 4-AM du bloc est négatif (donc appartenant à C_2 ou C_3).

Donc $S_{i,0}$ correspond à l'ensemble des blocs 8-D de S_i dont le dernier symbole U_8 est dans C_0 ou C_1 , c'est-à-dire que le dernier symbole correspond au bit $j_8 = 0$. $S_{i,0}$ contient 2^{11} éléments.

$$S_{i,1} = \{(U_1, \dots, U_8) \text{ de } S_i \text{ tel que } j_8 = 1\}.$$

20 Par exemple, le sous-ensemble $S_{6,1}$ est défini par l'ensemble des blocs (U_1, U_2, \dots, U_8) de $(A_0)^8$ vérifiant $j_8 = 1$ et les 4 relations de parité sur les bits i_1 à i_8 :

$$i_1 \oplus i_3 \oplus i_5 \oplus i_7 = 0,$$

$$i_1 \oplus i_2 \oplus i_5 \oplus i_6 = 1,$$

$$i_1 \oplus i_2 \oplus i_3 \oplus i_4 = 1,$$

$$\sum_{p=1}^8 i_p = 0$$

où (i_p, j_p) sont les bits affectés au symbole 4-AM U_p (figure 8).

25 Dans le cas général, pour i pair, $S_{i,j}$ est l'ensemble des blocs $U = (U_1, \dots, U_8)$ de symboles 4-AM vérifiant les relations de parité suivantes:

$$\begin{aligned}
i_1 \oplus i_3 \oplus i_5 \oplus i_7 &= Y_3 \\
i_1 \oplus i_2 \oplus i_5 \oplus i_6 &= Y_2 \\
i_1 \oplus i_2 \oplus i_3 \oplus i_4 &= Y_1 \\
i_1 \oplus i_2 \oplus i_3 \oplus i_4 \oplus i_5 \oplus i_6 \oplus i_7 \oplus i_8 &= Y_0 = 0 \\
j_0 &= j
\end{aligned}$$

où (Y_3, Y_2, Y_1, Y_0) est la représentation binaire de i , c'est-à-dire:
 $i = 8Y_3 + 4Y_2 + 2Y_1 + Y_0$, avec $Y_0 = 0$ et (i_p, j_p) est l'affectation
 binaire du p -ème symbole du bloc U_p : $\begin{cases} i_p = 0 & \text{si } U_p = 3 \text{ ou } -1 \\ i_p = 1 & \text{si } U_p = 1 \text{ ou } -3 \end{cases}$

$$\begin{cases} j_p = 0 & \text{si } U_p = 1 \text{ ou } 3 \\ j_p = 1 & \text{si } U_p = -1 \text{ ou } -3 \end{cases}$$

Donc pour générer tous les blocs de $S_{i,j}$ (2^{11} blocs), il suffit de balayer toutes les combinaisons possibles des 11 bits $i_1, i_2, i_3, i_5, j_1, j_2, j_3, j_4, j_5, j_6$ et j_7 . Pour une combinaison donnée, les autres bits (i_4, i_6, i_7, i_8, j_8) sont calculés à partir des relations de parité du sous-ensemble $S_{i,j}$ définis ci-dessus.

Le code convolutif systématique de rendement 7/8 est construit de la façon suivante :

- Les sous-ensembles $S_{i,j}$ sont affectés aux branches parallèles du treillis. De plus, les sous-ensembles $S_{i,j}$ avec i pair sont utilisés. Ceci assure une distance minimale (le carré) égale à $4d_0^2$ où d_0 est la distance minimale de la constellation 4-AM.

- Pour avoir un code de rendement 7/8, on doit avoir 8 transitions distinctes provenant d'un état donné du codeur, ce qui correspond à 14 bits d'entrée (dont 3 bits codés et 11 bits non codés) pour 8 symboles 4-AM (soit 16 bits) transmis. Par conséquent, le treillis d'un code à 8 états est entièrement connecté.

- Pour avoir un code systématique, c'est-à-dire faire que les 7 premiers symboles 4-AM du bloc 8-D transmis soient les 7 symboles (ou 14 bits) d'information, il faut que les 2^{14} transitions provenant d'un état génèrent 2^{14} blocs de 8 symboles 4-AM, les 7 premiers prenant les 2^{14} combinaisons possibles. Pour cela, il suffit d'affecter aux 8 branches distinctes provenant d'un état, 8

sous-ensembles $S_{i,j}$, $i = 0, 2, 4, 6, 8, 10, 12, 14$ et j quelconque.

La figure 6 donne le treillis du code convolutif systématique 7/8 optimal. Dans cette figure σ_k est l'état du codeur à l'instant k et σ_{k+1} est état du codeur à l'instant $k+1$, l'état étant défini par les 3 bits en mémoire du codeur (3 registres à décalage). Cette figure donne aussi l'affectation des sous-ensembles $S_{i,j}$ aux différentes transitions du treillis. Le treillis s'analyse de la façon suivante.

A partir de l'état $\sigma(k)$ à l'instant kT :

10 $\sigma_k = (\sigma_k^2, \sigma_k^1, \sigma_k^0)$, le codeur va transiter vers un autre état

$\sigma(k+1)$ à un instant $(k+1)T$: $\sigma_{k+1} = (\sigma_{k+1}^2, \sigma_{k+1}^1, \sigma_{k+1}^0)$.

Ainsi de l'état [111] le codeur peut transiter vers un des 8 états [000] [001] [010] [011] [100] [101] [110] [111].

On observe par exemple que la 3-ème transition provenant de l'état 001, c'est-à-dire la transition 001 \rightarrow 010, correspond à $S_{10,1}$. L'ensemble du treillis s'analyse de la même manière.

La figure 7 donne le schéma bloc du codeur 122 de rendement 7/8 (figure 3). Les 14 bits à l'entrée du codeur à l'instant k , $(i_1(k), j_1(k), \dots, i_7(k), j_7(k))$, sélectionnent les 7 premiers symboles du bloc transmis $U_1(k), \dots, U_7(k)$ d'après la figure 8. Pour calculer le symbole de redondance $U_8(k)$, soit $(i_8(k), j_8(k))$, on calcule tout d'abord l'indice i (i pair) du sous-ensemble S_i correspondant ou d'une façon équivalente les 3 bits $Y_3(k), Y_2(k), Y_1(k)$ avec $i = 8Y_3 + 4Y_2 + 2Y_1 + Y_0$, $Y_0 = 0$. On calcule aussi $i_8(k)$ soit le bit de parité des bits $i_1(k), \dots, i_7(k)$. Le bit $j_8(k)$ est le bit de redondance d'un codeur convolutif systématique 230 de rendement 3/4 ayant pour entrées les bits Y_1, Y_2 , et Y_3 . Les bits (i_8, j_8) sélectionnent le symbole $U_8(k)$. En sortie du code 3/4, on a l'état suivant du codeur σ_{k+1} qui va servir à la fermeture du treillis à la fin d'une ligne ou d'une colonne ($k = N$).

Le calcul des bits $Y_1(k), Y_2(k), Y_3(k)$ et $i_8(k)$ en fonction des bits $i_1(k), i_2(k), \dots, i_7(k)$ est donné par les équations suivantes:

$$Y_1(k) = i_1(k) \oplus i_2(k) \oplus i_3(k) \oplus i_4(k)$$

$$Y_2(k) = i_1(k) \oplus i_2(k) \oplus i_5(k) \oplus i_6(k)$$

$$Y_3(k) = i_1(k) \oplus i_3(k) \oplus i_5(k) \oplus i_7(k)$$

$$i_8(k) = i_1(k) \oplus i_2(k) \oplus i_3(k) \oplus i_4(k) \oplus i_5(k) \oplus i_6(k) \oplus i_7(k)$$

Ces équations sont déduites de l'affectation binaire des sous-ensembles S_i aux bits Y_0 , Y_1 , Y_2 , et Y_3 (figure 5) qui est réalisée dans l'organe 210.

- 5 Cette structure du codeur (figure 7) permet d'affecter tous les blocs 8-D de $S_{1,j8}$ avec $i = 8Y_3 + 4Y_2 + 2Y_1$ aux transitions parallèles du treillis d'un état σ vers un autre état.

Le codeur convolutif de la figure 7 peut-être réalisé soit par une table (figure 11), soit par des registres à décalage (figures 9 et 10) soit par programmation d'un calculateur.

- 10 Sur la figure 11 la table 220 (mémoire) donne le bit de redondance $j_8(k)$ ainsi que l'état futur σ_{k+1} (v bits pour un code à 2^v états), en fonction de σ_k , $Y_1(k)$, $Y_2(k)$, $Y_3(k)$. La table 220 reçoit Y_1 , Y_2 , Y_3 ainsi que sa sortie σ_{k+1} qui est rebouclée en entrée à
15 travers une cellule de retard 222.

Les figures 9 et 10 donnent les schémas des codes optimaux à 8 états ($v=3$) et à 16 états ($v=4$). Pour un code à 8 états, on dispose d'une chaîne formée d'une cellule d'addition 312₁, d'une cellule de retard 310₁, d'une cellule d'addition 312₂, d'une cellule de retard 310₂, d'une cellule d'addition 312₃, d'une cellule de retard 310₃, d'une cellule d'addition 312₄, la sortie de la chaîne délivrant $j_8(k)$.

- La cellule d'addition 312₁ reçoit $Y_1(k)$,
la cellule d'addition 312₂ reçoit $Y_3(k)$,
25 la cellule d'addition 312₃ reçoit $Y_2(k)$ et $Y_3(k)$,
la cellule d'addition 312₄ reçoit $Y_1(k)$, $Y_2(k)$ et $Y_3(k)$.

Pour un code à 16 états (figure 10), on dispose d'une chaîne formée des mêmes éléments que pour la chaîne à 8 états avec en plus une cellule de retard 310₄ et une cellule d'addition 312₅.

- 30 La figure 12 concerne le dispositif de fermeture du treillis.

Considérons l'état σ du codeur et les sous-ensembles $S_{i,j8}$ (sous-ensembles 8-D) affectés à la transition (2^{11} branches parallèles) qui ferme le treillis.

$$i = 8Y_3 + 4Y_2 + 2Y_1$$

- 5 Comme il y a 2^{11} branches qui permettent de fermer le treillis, on va choisir la branche en fonction des 4 symboles d'information U_1, U_2, U_3 et U_5 , c'est-à-dire les 8 bits d'information $i_1, j_1, i_2, j_2, i_3, j_3, i_5$ et j_5 .

- Durant la transition de fermeture du treillis, on transmet 4
10 symboles d'information U_1, U_2, U_3 et U_5 correspondant aux bits $(i_1, j_1), (i_2, j_2), (i_3, j_3)$ et (i_5, j_5) respectivement.

Le calcul est fait en 2 étapes (figure 12):

- A partir de l'état σ_{N+1} du codeur à la fin du codage d'une
ligne ou d'une colonne, on génère les bits $Y_1(N+1), Y_2(N+1), Y_3(N+1)$
15 et $j_8(N+1)$ à partir de la table 210 contenant le tableau III.

σ (binaire) ($\sigma^2, \sigma^1, \sigma^0$)	σ (décimal)	$S_{i,j8}$	Y_3 Y_2 Y_1	j_8
0 0 0	0	$S_{0,0}$	0 0 0	0
0 0 1	1	$S_{6,1}$	0 1 1	1
0 1 0	2	$S_{2,1}$	0 0 1	1
0 1 1	3	$S_{4,0}$	0 1 0	0
1 0 0	4	$S_{12,0}$	1 1 0	0
1 0 1	5	$S_{10,1}$	1 0 1	1
1 1 0	6	$S_{14,1}$	1 1 1	1
1 1 1	7	$S_{8,0}$	1 0 0	0

Tableau III

- A partir des bits $Y_1(N+1), Y_2(N+1), Y_3(N+1)$ et $j_8(N+1)$, on
30 calcule les bits $(i_4, j_4), (i_6, j_6), (i_7, j_7)$ et $(i_8, j_8)(N+1)$
permettant de générer les symboles $U_4(N+1), U_6(N+1), U_7(N+1)$ et
 $U_8(N+1)$ dans des moyens de calculs 240. Ces bits sont calculés par:

$$\begin{aligned}
 i_4(N+1) &= i_1(N+1) \oplus i_2(N+1) \oplus i_3(N+1) \oplus Y_1(N+1) \\
 i_6(N+1) &= i_1(N+1) \oplus i_2(N+1) \oplus i_5(N+1) \oplus Y_2(N+1) \\
 i_7(N+1) &= i_1(N+1) \oplus i_3(N+1) \oplus i_5(N+1) \oplus Y_3(N+1) \\
 i_8(N+1) &= i_2(N+1) \oplus i_3(N+1) \oplus i_5(N+1) \oplus Y_1(N+1) \oplus Y_2(N+1) \oplus Y_3(N+1)
 \end{aligned}$$

Les bits j_4 et j_6 peuvent prendre n'importe quelle valeur. On les fixe par exemple à 0. ($j_4 = j_6 = 0$).

Le bit j_7 est le bit de parité de tous les bits (j_1, \dots, j_7) des transitions précédentes:

$$j_7(N+1) = \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^7 j_l(k) \oplus \sum_{l=1}^6 j_l(N+1)$$

Ceci est effectué dans des moyens de calcul représentés sur la figure 12. Préférentiellement, les calculs sont réalisés par programmation d'un calculateur.

10

Les moyens de décodage sont représentés sur la figure 1. Le décodage est effectué par étapes dans deux étages différents. Dans le premier étage, on effectue un décodage itératif des bits les moins significatifs (LSB) des symboles émis (bits i).

On stocke dans une mémoire 20 la matrice des symboles reçus après le canal et correspondant à la matrice des symboles émis (la dimension de la matrice est la même que celle de la matrice codée à l'émission).

On décode successivement les lignes, puis les colonnes indépendamment. A chaque itération, on génère la décision (connexion 21₁) sur les bits i (matrice des bits) et une matrice de symboles réels (fiabilité de la décision) qui sera utilisée pendant l'itération suivante est stockée dans la mémoire 20 (connexion 23₁). Un désentrelaceur 24₁ retarde les données.

- Pour le décodage d'une ligne ou d'une colonne, on utilise un décodeur de Viterbi 22₁ à décisions souples, correspondant au code convolutif 7/8 à 8-D pour l'exemple concerné.

Dans le second étage, après un certain nombre d'itérations pour la 1ère étape (3 ou 4 en général), on passe (connexion 25) à

l'étape 2 pour décoder les bits j , c'est-à-dire les bits les plus significatifs (MSB) des symboles émis.

On effectue le décodage itératif des lignes puis des colonnes en utilisant la matrice de symboles réels stockés en mémoire 20

5 ainsi que la matrice des bits i détectés par le 1er étage.

- Le décodeur 22₂ d'une ligne ou d'une colonne est un décodeur à décisions souples du code de parité utilisé lors de la fermeture du treillis du code convolutif 7/8 pour chaque ligne et colonne du code produit.

10 Premièrement, considérons le fonctionnement du premier étage (voie 1). La figure 13 représente le schéma général d'un étage des moyens 22₁ de décodage de Viterbi à double décision des bits LSB des symboles 4-AM émis (bits i). Ils comprennent:

- un sous-ensemble 220 de calcul des métriques,
- 15 - un décodeur de Viterbi 222 proprement dit qui délivre des décisions dures,
- un sous-ensemble 224 de calcul de fiabilité des décisions,
- un sous-ensemble 226 de calcul de décisions douces.

20 Le décodage de codes convolutifs systématiques va consister à appliquer un algorithme de décodage à décision douce. Pour simplifier l'exposé, on prendra pour exemple le code convolutif systématique de rendement 7/8. Selon l'exemple particulier décrit pour la ligne d'indice 1 du tableau I, une rangée du code produit est formée par les symboles suivants qui ont été émis à l'émission

25 (pour simplifier l'écriture, l'indice de ligne, ici $i=1$, est omis dans ce qui suit):

- $7N+4$ symboles d'information:

$$I = I_1, \dots, I_{7N+4}$$

- N symboles de redondance de code:

30 $R = R_1, \dots, R_N$

- 4 symboles de fermeture de treillis:

$$TR = TR_1, TR_2, TR_3, TR_4.$$

A cause des imperfections du canal de transmission, les symboles reçus $D^{(0)} = (D_1^{(0)}, \dots, D_{8N+8}^{(0)})$ vont présenter des différences

35 par rapport aux symboles émis.

A la réception, on reçoit des symboles complexes correspondant aux symboles MAQ 16 émis après passage dans le canal. Chaque symbole complexe étant considéré comme la suite de 2 symboles réels. Ensuite, on stocke ces symboles réels dans la mémoire 20 (figure 1) suivant une matrice ayant la même structure que la matrice définie à l'émission. Les symboles réels reçus sont rangés dans la matrice en respectant le même ordre que celui utilisé à l'émission. Le processus de décodage des bits i est itératif, c'est-à-dire que l'on décode les lignes de la matrice puis les colonnes. Le nombre de lignes ou de colonnes à décodage à chaque itération est égal à $7N+4$ dans le cas du tableau I (cas sans codage de la redondance) ou à $8N+8$ dans le cas où la redondance est codée. (Tableau II).

Tout d'abord, considérons le décodage itératif à la v -ème itération pour une ligne de la matrice c'est-à-dire un bloc de symboles réels: $D^{(v-1)} = (D_1^{(v-1)}, \dots, D_{8N+8}^{(v-1)})$. L'indice v est un entier correspondant au numéro de l'itération. Le décodage fournit le bloc: $D^{(v)} = (D_1^{(v)}, \dots, D_{8N+8}^{(v)})$ de $8N+8$ symboles réels (sortie douce) qui seront appliqués à l'itération suivante ainsi que la décision optimale des bits $\hat{i}^{(v)} = (\hat{i}_1^{(v)}, \dots, \hat{i}_{8N+8}^{(v)})$ correspondant aux bits émis $i = (i_1, \dots, i_{8N+8})$ qui sont les bits du premier niveau de partition (bits LSB) des symboles 4-AM émis $(I_1, \dots, I_{7N+4}, R_1, \dots, R_N, TR_1, \dots, TR_4)$ respectivement. On suppose que les $7N+4$ symboles $D_1^{(v-1)}, \dots, D_{7N+4}^{(v-1)}$ correspondent aux symboles d'information, et les N symboles $D_{7N+5}^{(v-1)}, \dots, D_{8N+4}^{(v-1)}$ correspondent aux symboles de redondance du code 7/8 et les 4 symboles $D_{8N+5}^{(v-1)}, \dots, D_{8N+8}^{(v-1)}$ sont les symboles redondants de fermeture du treillis. Les symboles sont traités dans l'ordre suivant:

$$\begin{aligned}
 & D_1^{(v-1)}, \dots, D_{7N+4}^{(v-1)}, D_{7N+5}^{(v-1)}; \\
 & D_8^{(v-1)}, \dots, D_{14}^{(v-1)}, D_{7N+6}^{(v-1)}; \\
 & \dots \dots \dots \\
 & D_{7N-6}^{(v-1)}, \dots, D_{7N}^{(v-1)}, D_{8N+4}^{(v-1)}; \\
 & D_{7N+1}^{(v-1)}, \dots, D_{7N+4}^{(v-1)}, D_{8N+5}^{(v-1)}, \dots, D_{8N+8}^{(v-1)}.
 \end{aligned}$$

Le décodage est effectué en six étapes. L'exposé suivant indique la manière de déduire $D^{(v)}$ de $D^{(v-1)}$.

La première étape concerne le calcul des métriques. Le sous-ensemble 220 de calcul des métriques (Figure 13) réalise pour
5 chaque bloc de 8 symboles (l -^{ème} bloc, $l=0, \dots, N-1$)

$(D_{1+1}^{(v-1)}, \dots, D_{1+7}^{(v-1)}, D_{N+5+1}^{(v-1)})$ la détection et le calcul de métriques

dans chaque sous-ensemble 8-D $S_{i,j}$, ainsi que pour le bloc

$(D_{N+1}^{(v-1)}, \dots, D_{N+4}^{(v-1)}, D_{N+5}^{(v-1)}, \dots, D_{N+8}^{(v-1)})$ correspondant à la transition

fermant le treillis à la fin du codage d'une ligne ou d'une colonne
10 du code produit. Pour simplifier, on note par (r_1, \dots, r_8) le bloc 8-

D. Le calcul des métriques est effectué en plusieurs étapes.

Tout d'abord considérons le calcul des métriques dans la constellation 1-D. Pour $k=1, \dots, 7$ (7 premiers symboles du bloc), on détecte le symbole 4-AM le plus proche dans chacun des sous-ensembles $B_0 = \{3, -1\}$ et $B_1 = \{1, -3\}$ et on calcule la métrique
15 correspondante : $M_{k,0}$ et $M_{k,1}$ respectivement, où $M_{k,i}$ est égal au carré de la distance Euclidienne entre r_k et le symbole le plus proche dans B_i .

Pour $k=8$, on calcule les métriques $M_{8,0}$, $M_{8,1}$, $M_{8,2}$ et $M_{8,3}$ du
20 symbole r_8 dans chaque sous-ensemble C_i , $i = 0, 1, 2, 3$ respectivement, où C_i contient le point 4-AM correspondant à la valeur i en décimale des 2 bits affectés à la constellation 4-AM.

Ensuite on calcule les métriques dans la constellation 2-D. Pour les 3 premiers blocs 2-D (couples de symboles), c'est-à-dire
25 (r_1, r_2) , (r_3, r_4) et (r_5, r_6) , on fait la détection et on calcule les métriques $M_{k,l}^{(2)}$ pour $k = 1, 3, 5$ dans les 4 sous-ensembles 2-D

$$E_l^{(2)} = B_i B_{i'}, \text{ avec } l = 2i + i', i = 0, 1 \text{ et } i' = 0, 1.$$

La métrique 2-D est définie comme étant la somme des 2 métriques 1-D des 2 symboles du bloc 2-D. On obtient la métrique de
30 (r_k, r_{k+1}) dans $E_l^{(2)}$, pour $k = 1, 3, 5$:

$$M_{k,l}^{(2)} = M_{k,i} + M_{k+1,i'}, \text{ pour } l = 0, 1, 2, 3$$

avec $l = 2i + i'$.

Pour le dernier bloc 2-D r_7, r_8 , on calcule les métriques $M_{7,1,j}^{(2)}$ dans les 8 sous-ensembles 2-D $E_{1,j}^{(2)} = B_i C_{2j+1'}$ pour $i = 0, 1, i' = 0, 1, j = 0, 1$ avec $1 = 2i + i'$:

$$M_{7,1,j}^{(2)} = M_{7,i} + M_{8,2j+1'}$$

5 Puis on calcule les métriques dans la constellation 4-D. On détecte et on calcule les métriques $M_{1,1}^{(4)}$ du bloc

4-D $(r_1 r_2 r_3 r_4)$ dans les 8 sous-ensembles à quatre dimensions $E_l^{(4)}$, avec $l = 0, 1, \dots, 7$:

$$\begin{aligned} E_0^{(4)} &= E_0^{(2)} E_0^{(2)} \cup E_3^{(2)} E_3^{(2)} \\ 10 \quad E_1^{(4)} &= E_0^{(2)} E_1^{(2)} \cup E_3^{(2)} E_2^{(2)} \\ E_2^{(4)} &= E_0^{(2)} E_2^{(2)} \cup E_3^{(2)} E_1^{(2)} \\ E_3^{(4)} &= E_0^{(2)} E_3^{(2)} \cup E_3^{(2)} E_0^{(2)} \\ E_4^{(4)} &= E_1^{(2)} E_0^{(2)} \cup E_2^{(2)} E_3^{(2)} \\ E_5^{(4)} &= E_1^{(2)} E_1^{(2)} \cup E_2^{(2)} E_2^{(2)} \\ 15 \quad E_6^{(4)} &= E_1^{(2)} E_2^{(2)} \cup E_2^{(2)} E_1^{(2)} \\ E_7^{(4)} &= E_1^{(2)} E_3^{(2)} \cup E_2^{(2)} E_0^{(2)} \end{aligned}$$

Pour chaque sous-ensemble, on calcule 2 métriques 4-D et on prend la métrique minimale. Par exemple, pour $E_0^{(4)}$ on calcule:

$$\begin{aligned} 20 \quad & - \text{la métrique } M_{1,0}^{(2)} + M_{3,0}^{(2)} \text{ dans } E_0^{(2)} E_0^{(2)} ; \\ & - \text{la métrique } M_{1,3}^{(2)} + M_{3,3}^{(2)} \text{ dans } E_3^{(2)} E_3^{(2)} ; \\ & - \text{la métrique } M_{1,0}^{(4)} \text{ dans } E_0^{(4)} \text{ de } (r_1 r_2 r_3 r_4), \text{ égale à:} \\ & \min[M_{1,0}^{(2)} + M_{3,0}^{(2)}, M_{1,3}^{(2)} + M_{3,3}^{(2)}] . \end{aligned}$$

Pour le bloc $(r_5 r_6 r_7 r_8)$, on détecte et on calcule les métriques $M_{5,1,j}^{(4)}$ dans les sous-ensembles $E_{1,j}^{(4)}$ pour $l=0,1,\dots,7$ et

25 $j=0,1$. Les sous-ensembles $E_{1,j}^{(4)}$ sont définis de la même façon que $E_l^{(4)}$ sauf que le dernier symbole est positif pour $j=0$ et qu'il est

négalif pour $j=1$. Par exemple $E_{0,j}^{(4)} = E_0^{(2)} E_{0,j}^{(2)} \cup E_3^{(2)} E_{3,j}^{(2)}$. Donc il suffit de remplacer l'indice k du deuxième sous-ensemble 2-D par k,j . La métrique dans $E_{0,j}^{(4)}$ est:

$$M_{5,0,j}^{(4)} = \min[M_{5,0}^{(2)} + M_{7,0,j}^{(2)}, M_{5,3}^{(2)} + M_{7,3,j}^{(2)}].$$

- 5 Enfin on calcule les métriques dans les 16 sous-ensembles 8-D. Le sous-ensemble $S_{i,j}$ pour i pair est l'union des 4 sous-ensembles 8-D, chacun étant la concaténation de 2 sous-ensembles 4-D:

$$S_{i,j} = \cup E_{i_1}^{(4)} E_{i_1',j}^{(4)} \text{ avec } i_2=0,1 \text{ et } i_3=0,1$$

et:

$$10 \quad i = 8Y_3 + 4Y_2 + 2Y_1;$$

$$1 = 4i_2 + 2i_3 + i_4;$$

$$1' = 4i_6 + 2i_7 + i_8;$$

$$i_4 = i_2 \oplus i_3 \oplus Y_1$$

$$i_6 = i_2 \oplus Y_2$$

$$15 \quad i_7 = i_3 \oplus Y_3$$

$$i_8 = i_2 \oplus i_3 \oplus i_4 \oplus i_6 \oplus i_7.$$

- Le calcul de la métrique de $r_1 \dots r_8$ dans $S_{i,j}$ nécessite le calcul de métriques dans les 4 sous-ensembles 8-D $E_{i_1}^{(4)} E_{i_1',j}^{(4)}$ (Somme de la métrique de $(r_1 \ r_2 \ r_3 \ r_4)$ dans $E_{i_1}^{(4)}$ et celle de $(r_5 \ r_6 \ r_7 \ r_8)$ dans $E_{i_1',j}^{(4)}$). Le minimum de ces 4 métriques donne la métrique 8-D dans $S_{i,j}$, $M_{i,j}^{(8)}$.
- 20

- Pour chaque bloc 8-D, on fait la détection et on calcule les métriques dans chaque sous-ensemble $S_{i,j}$ qui seront fournies au décodeur de Viterbi. Ces métriques sont aussi les métriques des branches du treillis pendant les transitions $1, 2, \dots, N+1$.
- 25

Toujours dans le premier étage, on effectue la deuxième étape du décodage. Le sous-ensemble 222 réalise un décodage conventionnel de Viterbi sur les séquences de symboles reçus. On obtient ainsi la séquence optimale décodée (décision dure) de la ligne:

$$30 \quad \hat{I}^{(v)} = \hat{I}_1^{(v)}, \dots, \hat{I}_{7N+4}^{(v)}, \hat{I}_{7N+5}^{(v)}, \dots, \hat{I}_{8N+8}^{(v)} \text{ ainsi que la séquence des}$$

bits LSB décodés:

$$\hat{I}^{(v)} = \hat{I}_1^{(v)}, \dots, \hat{I}_{8N+8}^{(v)} \text{ et la séquence des sous-ensembles 8-D}$$

correspondants.

La séquence des états correspondants aux états décodés est:

- 5 $\theta^{(i)} = \theta_0^{(i)}, \dots, \theta_{N+1}^{(i)}$ ce qui correspond à N+1 transitions ou branches, avec $\theta_0^{(i)} = \theta_{N+1}^{(i)} = 0$, état initial et état final nuls. On mémorise le vecteur de la métrique d'état $M_j^{(i)}(\sigma)$ pour chaque état $\sigma = 0, \dots, 7$ et pour chaque instant $j = 1, \dots, N+1$. Finalement on stocke les chemins survivants dans une table. Toutes ces résultats délivrés
- 10 par le décodeur de Viterbi 222 sont utilisés pour le calcul de la fiabilité.

- Durant la troisième étape, on calcule la fiabilité de chaque symbole $\hat{I}_k^{(v)}$ ou de chaque bit $\hat{I}_k^{(v)}$ de la séquence décodée $\hat{I}^{(v)}$ avec $k=1, \dots, 8N+8$ dans le sous-ensemble 224. La fiabilité caractérise
- 15 la qualité des symboles décodés (probabilité d'exactitude). Cette fiabilité peut s'écrire:

$$F^{(i)} = F_1^{(i)}, \dots, F_{8N+8}^{(i)}.$$

La fiabilité d'un symbole d'ordre k s'écrit:

$$F_k^{(v)} = \log \left[\frac{(\sum_{C(\hat{I}_k^{(v)})} \text{Prob}(D^{(v-1)} | C))}{\text{Prob}(D^{(v-1)} | \hat{I}^{(v)})} \right]$$

- 20 où $D^{(v-1)}$ est la séquence de symboles d'entrée et où $C(\hat{I}_k^{(v)})$ est le jeu de mots-codes correspondant à un symbole 4-AM adjacent à $\hat{I}_k^{(v)}$. La fiabilité $F_k^{(v)}$ peut s'écrire:

$$F_k^{(v)} = \log \left[\sum_{C(\hat{I}_k^{(v)})} \exp \frac{d^2(D^{(v-1)}, \hat{I}^{(v)}) - d^2(D^{(v-1)}, C)}{N_0} \right].$$

En prenant le terme principal de la somme, on peut écrire:

- 25 $F_k^{(v)} = \min_{C(\hat{I}_k^{(v)})} [d^2(C, D^{(v-1)}) - d^2(\hat{I}^{(v)}, D^{(v-1)})].$

Ce minimum correspond au plus proche chemin d'erreur fournissant un symbole 4-AM décodé adjacent au symbole $\hat{I}_k^{(v)}$.

Cette définition de la fiabilité est aussi celle des bits $\hat{I}_k^{(v)}$. En

effet, un symbole adjacent à $\hat{I}_k^{(v)}$ correspond à un bit i qui est le complément de $\hat{I}_k^{(v)}$.

Le calcul de la fiabilité s'opère selon l'algorithme suivant.

La séquence décodée par le décodeur de Viterbi $\hat{I}_k^{(v)}$ correspond
 5 à un chemin dans le treillis de longueur $N+1$. L'algorithme de calcul de la fiabilité $F_k^{(v)}$ de la décision $\hat{I}_k^{(v)}$ pour $k=1, \dots, 8N+8$ est le suivant:

La fiabilité de la décision $\hat{I}_k^{(v)}$ pour $k = 1, \dots, 8N+8$ ou du bit $\hat{I}_k^{(v)}$ pour $k = 1, \dots, 8N+8$ est effectuée en 2 étapes. La
 10 première consiste à calculer la fiabilité par rapport aux chemins d'erreurs correspondants aux transitions parallèles et la deuxième consiste à calculer la fiabilité par rapport aux chemins d'erreurs du treillis. La fiabilité finale est le minimum des deux.

On calcule d'abord la fiabilité FP due aux branches
 15 parallèles. Le traitement est effectué bloc par bloc sur la séquence des symboles $D_k^{(v-1)}$ et $\hat{I}_k^{(v)}$. Chaque traitement permet de calculer les fiabilités dues aux branches parallèles des 8 symboles $(D_{1+1}^{(v-1)}, \dots, D_{1+7}^{(v-1)}, D_{N+5+1}^{(v-1)})$ correspondant à la 1-^{ère} transition ($l = 0, \dots, N-1$) et les 8 symboles
 20 $(D_{N+1}^{(v-1)}, \dots, D_{N+4}^{(v-1)}, D_{8N+5}^{(v-1)}, \dots, D_{8N+8}^{(v-1)})$ correspondant à la $(N+1)$ -^{ème} transition (celle qui ferme le treillis). Comme les branches parallèles du treillis sont affectées aux sous-ensembles 8-D $S_{i,j}$, cette fiabilité est aussi la fiabilité de la décision $\hat{I}_k^{(v)}$ dans le sous-ensemble 8-D contenant le bloc décodé correspondant à $\hat{I}_k^{(v)}$ (la
 25 séquence des sous-ensembles 8-D décodés est fournie par le décodeur de Viterbi).

$S_i (r_1, \dots, r_8)$ est le bloc $(D_1^{(v-1)}, \dots, D_7^{(v-1)}, D_{N+5}^{(v-1)})$ par exemple et $S_{i,j}$ le sous-ensemble 8-D décodé correspondant aux symboles 4-AM détectés $(d_1, \dots, d_8) = (\hat{I}_1^{(v)}, \dots, \hat{I}_7^{(v)}, \hat{I}_{N+5}^{(v)})$, on peut
 30 montrer que le calcul des fiabilités de r_k

(pour $k = 1, \dots, 8$) dans $S_{i,j}$ revient à calculer les fiabilités de $(r_1, r_2, r_3, (1-2Y_1)r_4, r_5, (1-2Y_2)r_6, (1-2Y_3)r_7, (1-2(Y_1 \oplus Y_2 \oplus Y_3))r_8)$ dans le sous-ensemble $S_{0,j'}$ avec $j' = j \oplus Y_1 \oplus Y_2 \oplus Y_3$, et

- $i = 8Y_3 + 4Y_2 + 2Y_1$. Ainsi on se ramène dans tous les cas à calculer
 5 les fiabilités dans $S_{0,0}$ ou $S_{0,1}$, ce qui rend l'algorithme plus simple.

La figure 14 donne une représentation en treillis des sous-ensembles $S_{0,0}$ et $S_{0,1}$ où chaque chemin dans le treillis correspond à un sous-ensemble de la forme $B_{i1} B_{i2} \dots B_{i7} C_{2j8,18}$.

- 10 Nous allons décrire l'algorithme pour $S_{0,0}$, c'est-à-dire $S_{i,j} = S_{0,0}$, afin de calculer les fiabilités des décisions d_k pour $k = 1, \dots, 8$:

On réalise tout d'abord le calcul des métriques 2-D :

- $M_{i,j}(1) = M_{1,i} + M_{2,j} \quad i = 0,1 ; j = 0,1$
 15 $M_{i,j}(2) = M_{3,i} + M_{4,j} \quad i = 0,1 ; j = 0,1$
 $M_{i,j}(3) = M_{5,i} + M_{6,j} \quad i = 0,1 ; j = 0,1$
 $M_{i,j}(4) = M_{7,i} + M_{8,j} \quad i = 0,1 ; j = 0,1$
 où

- $M_{k,i}$ est la métrique de r_k dans B_i pour $k = 1, \dots, 7$; et
 20 $M_{8,i}$ est la métrique de r_8 dans C_i .

Dans le cas où le calcul des fiabilités est effectué pour $S_{0,1}$, $M_{8,i}$ est calculé dans C_2 et C_3 ($i = 2, 3$).

- On opère alors une recherche du chemin le plus proche de (r_1, \dots, r_8) dans $S_{0,0}$:

- 25 On considère séparément la partie supérieure et la partie inférieure du treillis de $S_{0,0}$. Dans le treillis supérieur on calcule
 $M(0,k) = \min (M_{0,0}(k), M_{1,1}(k))$ pour $k = 1, 2, 3$
 $M(0,4) = \min (M_{0,0}(4), M_{1,1}(4)).$

On stocke les bits (i_1, \dots, i_8) donnant le minimum, avec

- 30 $i_1 = i_2, i_3 = i_4, i_5 = i_6, i_7 = i_8$, dans la table $[i(0,1), \dots, i(0,8)]$
 et on calcule :

$$MET(0) = \sum_{k=1}^4 M(0,k)$$

Dans le treillis inférieur on calcule $M(1,k) = \min (M_{0,1}(k), M_{1,0}(k))$ pour $k = 1, 2, 3$,

$$M(1,4) = \min (M_{0,1}(4), M_{1,0}(4)).$$

$$MET(1) = \sum_{k=1}^4 M(1,k)$$

5 On stocke les bits $i_1 \dots i_8$ correspondant au minimum dans $[i(1,1), \dots, i(1,8)]$ avec $i_1 = \bar{i}_2, i_3 = \bar{i}_4, i_5 = \bar{i}_6, i_7 = \bar{i}_8$.

On vérifie si les séquences $[i(0,1), \dots, i(0,8)]$ et $[i(1,1), \dots, i(1,8)]$ sont 2 séquences valides. On calcule les bits de parité $p(0)$ et $p(1)$ pour les séquences $[i(0,1), i(0,3), i(0,5),$
10 $i(0,7)]$ et $[i(1,1), i(1,3), i(1,5), i(1,7)]$ respectivement. Pour $k = 0, 1$, si $p(k) = 0$, la séquence correspondante appartient au treillis (ou à $S_{0,0}$), sinon la séquence sera modifiée.

On calcule des différences de métriques 2-D :

$$\begin{aligned} \delta(0,k) &= |M_{0,0}(k) - M_{1,1}(k)|, \quad k = 1, 2, 3 \\ 15 \quad \delta(0,k) &= |M_{0,0}(k) - M_{1,1}(k)|, \quad k = 4 \\ \delta(1,k) &= |M_{0,1}(k) - M_{1,0}(k)|, \quad k = 1, 2, 3 \\ \delta(1,k) &= |M_{0,1}(k) - M_{1,0}(k)|, \quad k = 4 \end{aligned}$$

Puis on calcule le minimum des 4 métriques pour chacun des 2 treillis supérieurs et inférieurs ($q = 0, 1$ respectivement) :

$$20 \quad \Delta(q) = \min_{k=1, \dots, 4} \delta(q,k), \quad q = 0, 1$$

On stocke l'indice k donnant le minimum dans $k_{\min}(q)$ et on calcule le second minimum $\Delta_2(q)$.

- Si le bit de parité $p(q) = 1$, on complémente les bits $i(q, 2k_{\min}(q)-1), i(q, 2k_{\min}(q))$ et on incrémente la métrique $MET(q)$
25 de $\Delta(q)$. Cette opération est faite pour $q = 0$ (treillis supérieur) et $q = 1$ (treillis inférieur).

Puis on calcule $\Delta_{\min} = |MET(0) - MET(1)|$ et on mémorise l'indice c (0 ou 1) donnant le minimum de $MET(0)$ et $MET(1)$.

On initialise les fiabilités $FP(1), \dots, FP(8)$ de (d_1, \dots, d_8)
30 dans $S_{0,0}$:

$$\begin{aligned} FP(2k-1) &= FP(2k) = \delta(c,k) + (1 - 2p(c)) \Delta(c) \quad \text{pour } k \neq k_{\min}(c) \\ FP(2k-1) &= FP(2k) = \Delta_2(c) + (1 - 2p(c)) \Delta(c) \quad \text{pour } k = k_{\min}(c) \end{aligned}$$

où $FP(k)$ est la fiabilité de d_k dans $S_{0,0}$.

Puis on met à jour les fiabilités $FP(k)$, $k = 1, \dots, 8$:

. Pour $k = 1, \dots, 8$ avec $i(c, k) \neq i(1-c, k)$:

$$FP(k) = \min [FP(k), \Delta_{\min}]$$

5 . Pour $k = 1, 2, 3, 4$:

$$FP(2k-1) = \min [FP(2k-1), A_k]$$

$$\text{si } i(0, 2k-1) = i(1, 2k-1)$$

$$FP(2k-1) = \min [FP(2k), A_k] \text{ si } i(0, 2k) = i(1, 2k)$$

avec

$$10 \quad A_k = \Delta_{\min} + \delta(1-c, k) + [1 - 2p(1-c)] \Delta (1-c) \text{ si } k \neq k_{\min} (1-c)$$

$$A_k = \Delta_{\min} + \Delta_2 (1-c) + [1 - 2p(1-c)] \Delta (1-c) \text{ si } k = k_{\min} (1-c).$$

On détermine la fiabilité due aux chemins d'erreur du treillis (Figure 15). Considérons le décodage d'une ligne (étape 300).

On part de :

15 - $\hat{I}_k^{(v)}$ qui est la séquence de symboles 4-AM décodés par le

décodeur de Viterbi pour $k = 1, \dots, 8N+8$;

- $M_k^{(v)}(\sigma)$ = qui est la métrique de l'état σ à l'instant k (k -ème transition) pour $k = 1, \dots, N+1$.

- $D_k^{(v-1)}$ qui sont les symboles d'entrée (fournis par le décodeur à

20 l'itération précédente) pour $k = 1, \dots, 8N+8$,

et on initialise le tableau des fiabilités $F^{(v)} = (F_k^{(v)})$,

$k = 1, \dots, 8N+8$ à $FP^{(v)} = (FP_k^{(v)})$, $k = 1, \dots, 8N+8$ ou $FP_k^{(v)}$ est la

fiabilité de $\hat{I}_k^{(v)}$ due aux transitions parallèles (étape 301 figure 15).

25 - pour $k=N+1, \dots, 2$ où k correspond à un instant (indice de la transition) on effectue les opérations suivantes:

a) à partir de l'état du codeur après la k -ième

transition dans le chemin décodé $\hat{\sigma}_k^{(v)}$ on détermine l'état $\hat{\sigma}_{k-1}^{(v)}$ après

la $(k-1)$ -ième transition du chemin décodé et les 7 autres états

30 précurseurs de $\hat{\sigma}_k^{(v)}$ c'est-à-dire $\sigma_{j,k-1}^{(v)}$, $j=1 \dots 7$ (étape 304). Pour

cela, les valeurs de $\hat{\sigma}_k^{(v)}$ pour k variant de 1 à $N+1$, sont fournies

par le décodeur de Viterbi tandis que les valeurs de $\sigma_{j,k-1}^{(v)}$ peuvent

être stockées dans une mémoire.

A partir des métriques des états

$\sigma_{1,k-1}^{(v)}, \sigma_{2,k-1}^{(v)}, \dots, \sigma_{7,k-1}^{(v)}$ et $\theta_k^{(v)}$ calculées et stockées dans le décodeur de Viterbi pour $k = 2, \dots, N+1$, et qui sont notées:

$$M_{k-1}^{(v)}(\sigma_{1,k-1}^{(v)})$$

$$M_{k-1}^{(v)}(\sigma_{2,k-1}^{(v)})$$

.....

$$M_{k-1}^{(v)}(\sigma_{7,k-1}^{(v)})$$

$$M_k^{(v)}(\theta_k^{(v)})$$

5

on calcule les 7 métriques cumulées de l'état $\theta_k^{(v)}$ pour les 7 chemins provenant des 7 états $\sigma_{j,k-1}^{(v)}, j=1, \dots, 7$. Ces 7 métriques

cumulées sont: $\delta(j) = M_{k-1}^{(v)}(\sigma_{j,k-1}^{(v)}) + MET(\sigma_{j,k-1}^{(v)} \rightarrow \theta_k^{(v)})$ où

$MET(\sigma_{j,k-1}^{(v)} \rightarrow \theta_k^{(v)})$ est la métrique de la transition de l'état

10 $\sigma_{j,k-1}^{(v)}$ vers l'état $\theta_k^{(v)}$ qui est aussi la métrique du sous-ensemble 8-D affecté à cette transition. Ces métriques sont stockées dans une mémoire au cours du décodage de Viterbi (étape 306).

On calcule la différence entre la métrique optimale et chacune des métriques cumulées:

$$15 \quad \Delta(j) = \delta(j) - M_k^{(v)}(\theta_k^{(v)}), j=1, \dots, 7$$

où $M_k^{(v)}(\theta_k^{(v)})$ est la métrique optimale de l'état $\theta_k^{(v)}$.

Ensuite on examine les 7 survivants précurseurs à l'état $\theta_k^{(v)}$.

On remonte au survivant d'ordre j de $\theta_k^{(v)}$ vers $\sigma_{j,k-1}^{(v)}$. Puis on

examine chaque survivant d'ordre j de l'état $\sigma_{j,k-1}^{(v)}$ jusqu'à l'état

20 initial $\sigma=0$, ce qui consiste à faire varier l'indice de la transition de k à 1.

Pour réduire la complexité, on peut examiner les 7 survivants de l'état $\sigma_{j,k-1}^{(v)}$ jusqu'à l'état du survivant à l'instant k-L au lieu

de l'instant 1, donc un nombre fixe de transitions. Pour $L=3$ la dégradation des performances est négligeable.

- On compare les 8 symboles 4-AM affectés à la k' -ème transition du survivant d'ordre j aux 8 symboles décodés pour k' variant de k jusqu'à 1 ou de k à $(k-L)$ dans le second cas. Si le symbole décodé et le symbole de la k' -ème transition du survivant j de même rang sont adjacents, on remplace la fiabilité du symbole décodé par $\Delta(j)$ si ce dernier est inférieur à cette fiabilité (étape 312).

- On calcule la table des symboles $\tilde{I}_k^{(v)}$ adjacents à $\hat{I}_k^{(v)}$ correspondant au minimum, pour k variant de 1 à $8N+8$, et, à chaque mise à jour de la fiabilité d'un symbole, on met à jour son symbole adjacent en le remplaçant par le symbole 4-AM correspondant relatif à la transition d'ordre k' du survivant j .

- A la fin, on obtient les fiabilités $F_k^{(v)}$ du symbole décodé $\hat{I}_k^{(v)}$ ainsi que le symbole adjacent $\tilde{I}_k^{(v)}$ correspondant pour $k=1, \dots, 8N+8$ (étape 326).

- La fiabilité est ensuite normalisée durant la quatrième étape pour permettre de calculer la décision douce $\tilde{D}_k^{(v)}$ pour $k = 1, \dots, 8N+8$. Trois méthodes sont utilisables pour calculer la fiabilité normalisée $F_k^{norm(v)}$. On peut calculer:

soit $F_k^{norm(v)} = F_k^{(v)} / \bar{F}$

soit $F_k^{norm(v)} = F_k^{(v)} + (1 - \bar{F})$

soit $F_k^{norm(v)} = (F_k^{(v)} / \beta_1) + \beta_2$

- où \bar{F} est égale à la moyenne de $F_k^{(v)}$ calculée sur toute la matrice des fiabilités, β_1 et β_2 étant des constantes vérifiant $\bar{F} = \beta_1(1 - \beta_2)$.

On calcule ensuite, au cours de la cinquième étape, des décisions douces non pondérées (sous-ensemble 226, figure 13).

- La décision douce $\tilde{D}_k^{(v)}$ est calculée à partir de la décision optimale $\hat{I}_k^{(v)}$ fournie par le décodeur de Viterbi, de sa fiabilité normalisée $F_k^{norm(v)}$ et de la séquence des symboles 4-AM $\tilde{I}_k^{(v)}$ obtenue

précédemment. Le symbole 4-AM $\tilde{I}_k^{(v)}$ est un symbole adjacent du symbole $\hat{I}_k^{(v)}$ c'est-à-dire que $|\tilde{I}_k^{(v)} - \hat{I}_k^{(v)}| = 2$. Il correspond au symbole 4-AM le plus probable après le symbole $\hat{I}_k^{(v)}$. Le symbole $\tilde{D}_k^{(v)}$ est donné par:

$$5 \quad \tilde{D}_k^{(v)} = 1/2(\hat{I}_k^{(v)} + \tilde{I}_k^{(v)}) + \text{sgn}(\hat{I}_k^{(v)} - \tilde{I}_k^{(v)}) F_k^{\text{norm}(v)}$$

où la fonction sgn est définie par:

$$\text{sgn}(x) = \begin{pmatrix} 1 & \text{si } x > 0 \\ 0 & \text{si } x = 0 \\ -1 & \text{si } x < 0 \end{pmatrix}.$$

Ainsi le symbole $\tilde{D}_k^{(v)}$ correspond à un symbole situé à la distance $F_k^{\text{norm}(v)}$ du seuil de décision entre $\hat{I}_k^{(v)}$ et $\tilde{I}_k^{(v)}$.

- 10 Comme $E(F_k^{\text{norm}(v)}) = 1$, les symboles $\tilde{D}_k^{(v)}$ seront centrés autour des symboles 4-AM.

Pour améliorer les performances, au cours d'une sixième étape, on pondère $\tilde{D}_k^{(v)}$ avec les symboles $D_k^{(0)}$ reçus après le canal qui sont conservés dans la mémoire 20 pour calculer $D_k^{(v)}$:

- 15 $D_k^{(v)} = \alpha_v \tilde{D}_k^{(v)} + (1 - \alpha_v) D_k^{(0)}$ où α_v est un coefficient de pondération. Par exemple: $\alpha_1 = 0,6$; $\alpha_2 = 0,9$; $\alpha_v = 1$ pour v supérieur à 2. Le but est de réduire l'effet de propagation d'erreurs durant les premières itérations. Les étapes 5 et 6 sont effectuées ensembles dans le sous-ensemble 226.

- 20 Deuxièmement, considérons le fonctionnement du second étage (voie 2) pour le décodage des bits j . Les bits j , donc les bits MSB des symboles 4-AM sont codés par le code de parité appliqué à chaque ligne et à chaque colonne de la matrice du code produit. Ceci est réalisé lors de la fermeture du treillis. Le décodage est un
- 25 décodage itératif comme pour les bits i .

La figure 16 représente le schéma général d'un étage des moyens 22₁ de décodage du code de parité des bits MSB des symboles 4-AM émis. Ils comprennent:

- un décodeur 322 de code de parité qui délivre des décisions

dures;

- un sous-ensemble 324 de calcul de fiabilité des décisions;
- un sous-ensemble 326 de calcul des décisions douces.

Pour la première itération ($m=1$), les symboles $x_k^{(0)}$ sont les

5 symboles reçus en sortie du canal c'est-à-dire:

$$(D_1^{(0)}, \dots, D_{7N+4}^{(0)}, D_{8N+5}^{(0)}, \dots, D_{8N+7}^{(0)}).$$

La figure 17 donne une représentation en treillis des $7N+7$ bits $(j_1, \dots, j_{7N+4}, j_{8N+5}, j_{8N+6}, j_{8N+7})$ codés par le code de parité.

10 Dans ce treillis, tout chemin du point I au point F correspond à un mot de code de longueur $7N+7$. Le décodage d'un bloc de $7N+7$ symboles $x_k^{(m-1)}$ pour l'itération de rang m est effectuée en 3 étapes.

Au cours de la première étape (étape 322), on effectue un décodage à décisions dures de $x_k^{(m-1)}$. On applique une décision à seuil, symbole par symbole, sur ces symboles dans le sous-ensemble

15 $B_{\hat{I}_k}$, où \hat{I}_k pour $k = 1, \dots, 7N+4, 8N+5, 8N+6, 8N+7$ est la

séquence des bits LSB des symboles 4-AM estimés par le décodage itératif du premier étage après la convergence. Cette décision à seuil fournit une première estimation des bits $\hat{j}_k^{(m)}$, avec $\hat{j}_k^{(m)} = 0$ (respectivement 1) si la décision dans $B_{\hat{I}_k}$ est positive

20 (respectivement négative).

Ensuite on calcule pour chaque symbole $x_k^{(m-1)}$ la valeur absolue de la distance $d(x_k^{(m-1)}, t_k^{(m-1)})$ séparant ce symbole du seuil de décision $t_k^{(m-1)}$ dans le sous-ensemble $B_{\hat{I}_k}$, où le seuil dans $B_0 = \{3, -1\}$ (respectivement $B_1 = \{1, -3\}$) est égal à +1 (respectivement -1) et on calcule le minimum Δ sur k de la distance $d(x_k^{(m-1)}, t_k^{(m-1)})$ ainsi que le deuxième minimum Δ_2 .

Enfin, on vérifie le bit de parité p des bits $\hat{j}_k^{(m)}$. Si la parité est satisfaite ($p=0$), la séquence des bits $\hat{j}_k^{(m)}$ est la séquence optimale. Sinon, on complémente le bit $\hat{j}_{k_{\min}}^{(m)}$ où k_{\min} est

l'indice donnant le minimum Δ de $d(x_k^{(m-1)}, t_k^{(m-1)})$.

Au cours de la seconde étape, on effectue le calcul des fiabilités (étape 324). La fiabilité de la décision $\hat{j}_k^{(m)}$ est donnée par:

$$FJ_k^{(m)} = (1-2p) \Delta + d(x_k^{(m-1)}, t_k^{(m-1)}) \quad k \neq k_{\min}$$

$$FJ_k^{(m)} = (1-2p) \Delta + \Delta 2, \quad k = k_{\min}$$

Ensuite on normalise la fiabilité selon:

$$FJ_k^{norm(m)} = FJ_k^{(m)} / \bar{FJ}$$

où \bar{FJ} est la moyenne des fiabilités $FJ_k^{(m)}$.

Au cours de la troisième étape, on effectue le calcul de la décision douce $x_k^{(m)}$ (étape 326). Cette décision est obtenue en fonction de $t_k^{(m)}$, $\hat{j}_k^{(m)}$, $FJ_k^{norm(m)}$ par:

$$x_k^{(m)} = t_k^{(m)} + 2 \operatorname{sgn}(1 - 2\hat{j}_k^{(m)}) \times FJ_k^{norm(m)} \quad \text{où } \operatorname{sgn}(\cdot) \text{ est la fonction signe.}$$

L'invention vient d'être décrite dans le cas d'un code convolutif systématique de rendement 7/8. L'homme du métier peut appliquer les mêmes principes de codage et de décodage à d'autres codes convolutifs systématiques de rendement $P/(Q.M)$ combinés à d'autres modulations d'amplitude multidimensionnelles ayant pour dimension Q et disposant de 2^M états.

REVENDICATIONS

1. Procédé de protection de données d'entrée mis en oeuvre dans un système de transmission numérique, le procédé comportant une phase de codage desdites données et une phase de décodage itératif, la phase de codage comportant une première étape de codage
5 convolutif systématique en treillis permettant le décodage itératif combinée à une seconde étape d'attribution des données codées à des symboles d'une modulation numérique, caractérisé en ce que lors de la première étape, le codage systématique en treillis présente un rendement de codage $P/(Q.M)$, M , P et Q étant des entiers avec Q et M
10 supérieurs à 1, le code convolutif systématique étant utilisé pour générer un code produit en blocs avec fermeture du treillis par ajout de données redondantes, le code produit étant formé de composantes générées par codage de lignes et de colonnes d'une matrice groupant les données codées par le code convolutif
15 systématique, la seconde étape combinant le code produit avec une modulation d'amplitude multidimensionnelle de dimension Q comportant 2^M états, le décodage itératif étant un décodage en blocs.
2. Procédé selon la revendication 1 caractérisé en ce que le rendement est égal à $7/8$, la modulation étant une modulation 8-D à 8
20 dimensions.
3. Système de transmission numérique à protection de données d'entrée, comportant des moyens de codage desdites données et des moyens de décodage itératif, les moyens de codage comportant:
 - un premier sous-ensemble pour effectuer un codage convolutif
25 systématique en treillis permettant le décodage itératif,
 - un second sous-ensemble pour attribuer les données codées à des symboles d'une modulation numérique,caractérisé en ce que le premier sous-ensemble met en oeuvre un codage convolutif systématique en treillis de rendement de codage
30 $P/(Q.M)$, M , P et Q étant des entiers avec Q et M supérieurs à 1, le code convolutif systématique étant utilisé pour générer un code produit en blocs avec fermeture du treillis par ajout de données redondantes comportant au moins un bit d'un code de parité, le code produit étant formé de composantes générées par codage de lignes et

de colonnes d'une matrice groupant les données codées par le code convolutif systématique, le second sous-ensemble combinant le code produit avec une modulation d'amplitude multidimensionnelle de dimension Q comportant 2^M états, le décodage itératif étant un

5 décodage en blocs.

4. Système selon la revendication 3 caractérisé en ce que les moyens de codage comportent des moyens, dits machine d'états, pour définir des états successifs du codeur et délivrer les symboles de redondance de fermeture du treillis.

10 5. Système selon la revendication 3 caractérisé en ce que le rendement est égal à $7/8$, la modulation étant une modulation 8-D à 8 dimensions, les moyens de codage convolutif systématique codant sept symboles d'entrée en huit symboles de sortie en ajoutant un bit de redondance.

15 6. Système selon la revendication 5 caractérisé en ce que les moyens de codage convolutifs systématiques comportent deux étages de cellules à décalage, les symboles de sortie étant obtenus en combinant linéairement les données issues des cellules à décalage.

20 7. Système selon une des revendications 3 à 6 caractérisé en ce que les moyens de décodage itératifs comportent au moins deux voies opérant successivement:

- sur une première voie, le système met en oeuvre, à chaque itération de la voie, un premier décodage itératif avec:

25 a) des moyens pour calculer des décisions dures se rapportant au code convolutif systématique,

b) des moyens pour calculer des premières fiabilités des décisions dures associées à chaque sous-ensemble de la modulation multidimensionnelle, et des secondes fiabilités associées au treillis du code convolutif systématique,

30 c) des moyens pour sélectionner des fiabilités minimales entre les premières et secondes fiabilités de chaque décision,

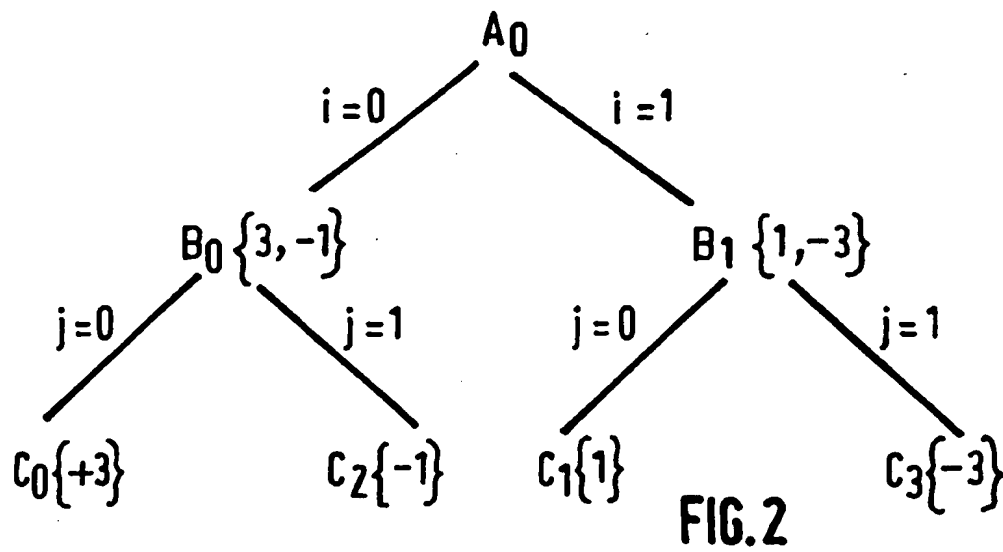
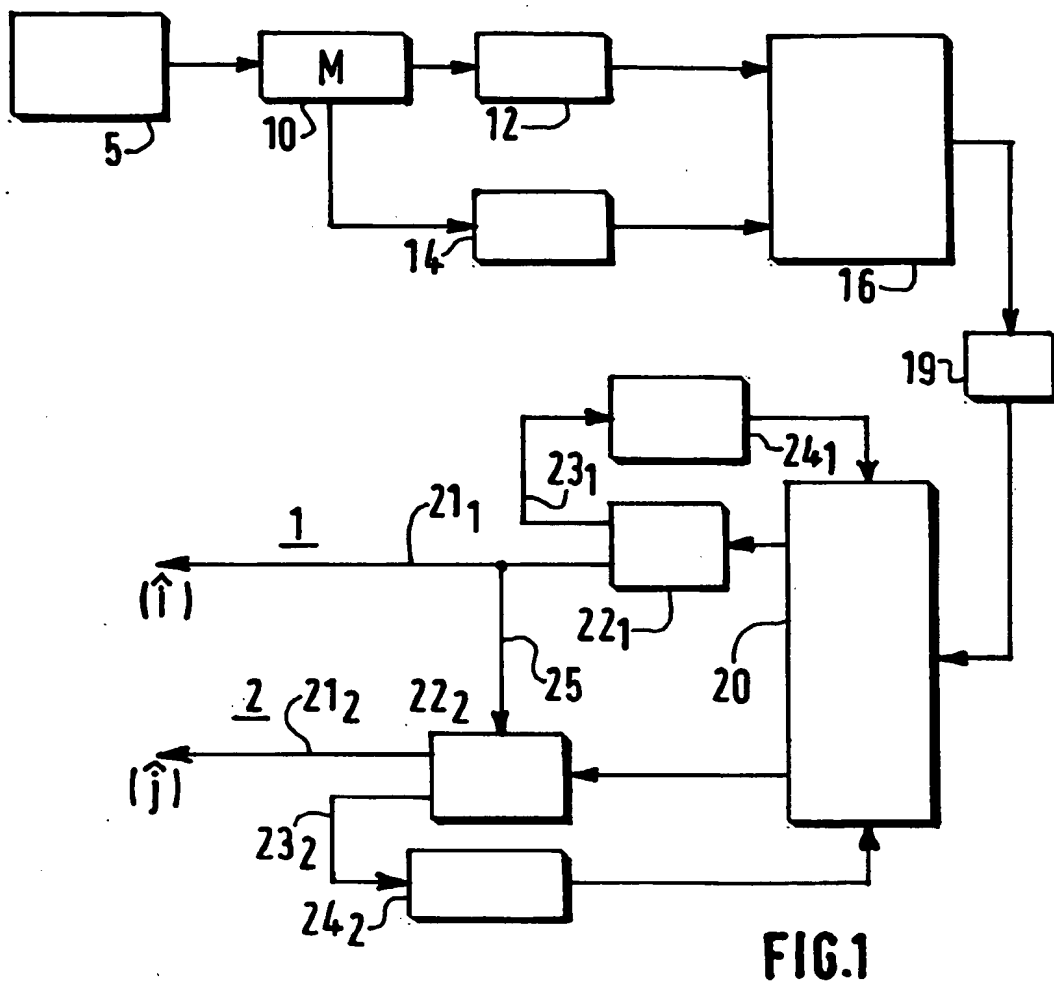
d) des moyens pour calculer des décisions douces servant à l'itération suivante de la première voie en fonction des fiabilités minimales sélectionnées et des décisions dures,

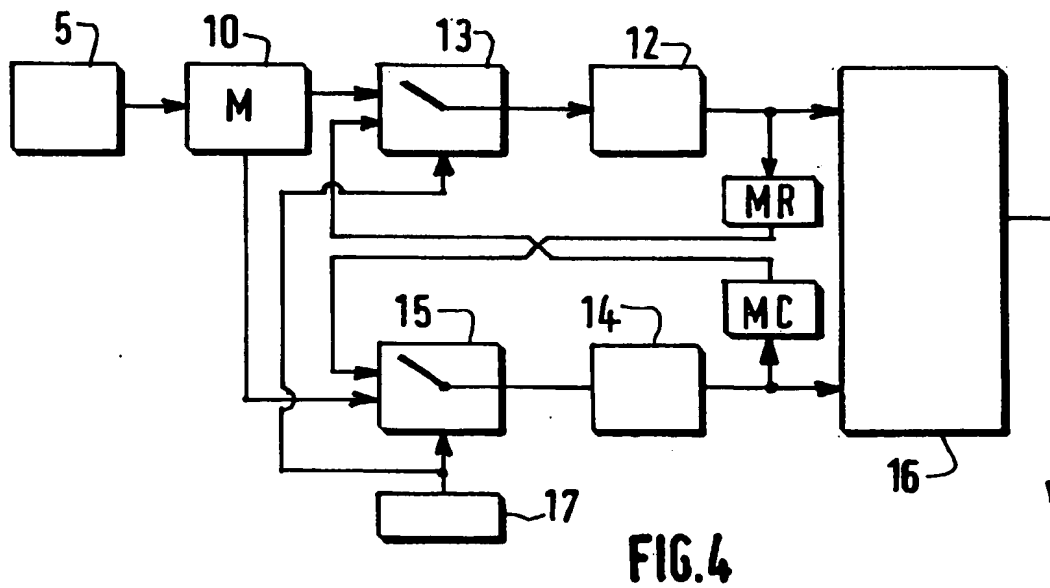
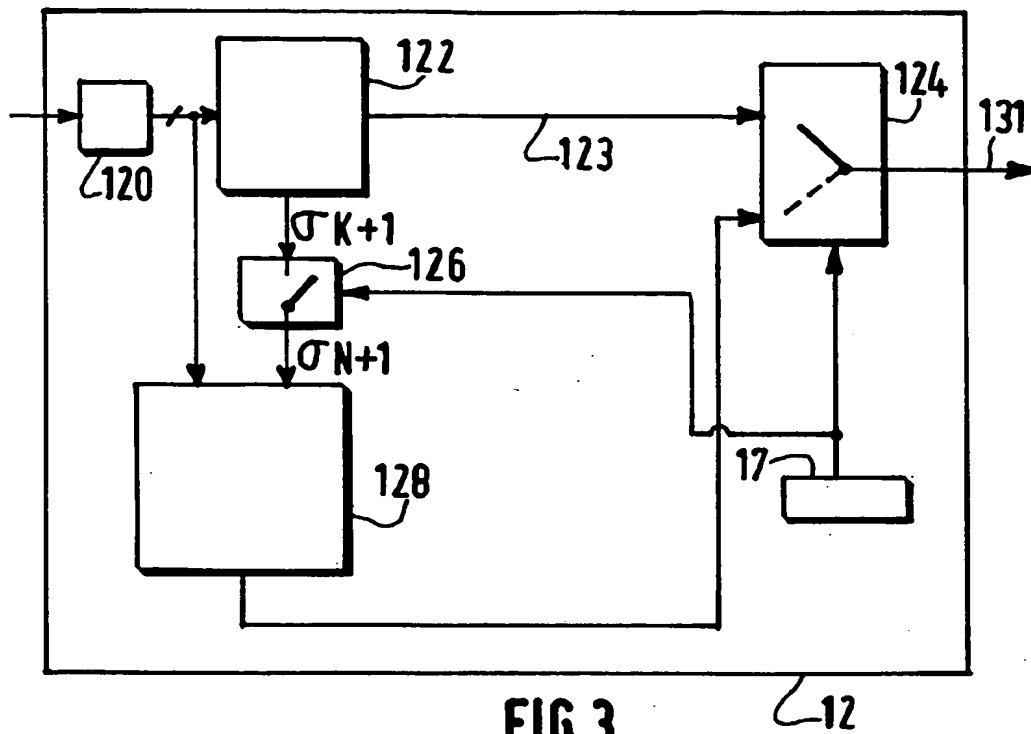
35 - et sur une seconde voie, le système met en oeuvre, à chaque itération de la voie:

a) des moyens pour calculer des décisions dures se rapportant au code de parité,

b) des moyens pour calculer des troisièmes fiabilités pour chaque décision dure de la seconde voie en fonction des décisions dures de la première voie,

c) des moyens pour calculer des décisions douces en fonction des troisièmes fiabilités, des décisions douces issues de l'itération précédente de la seconde voie et des décisions dures de la première voie.





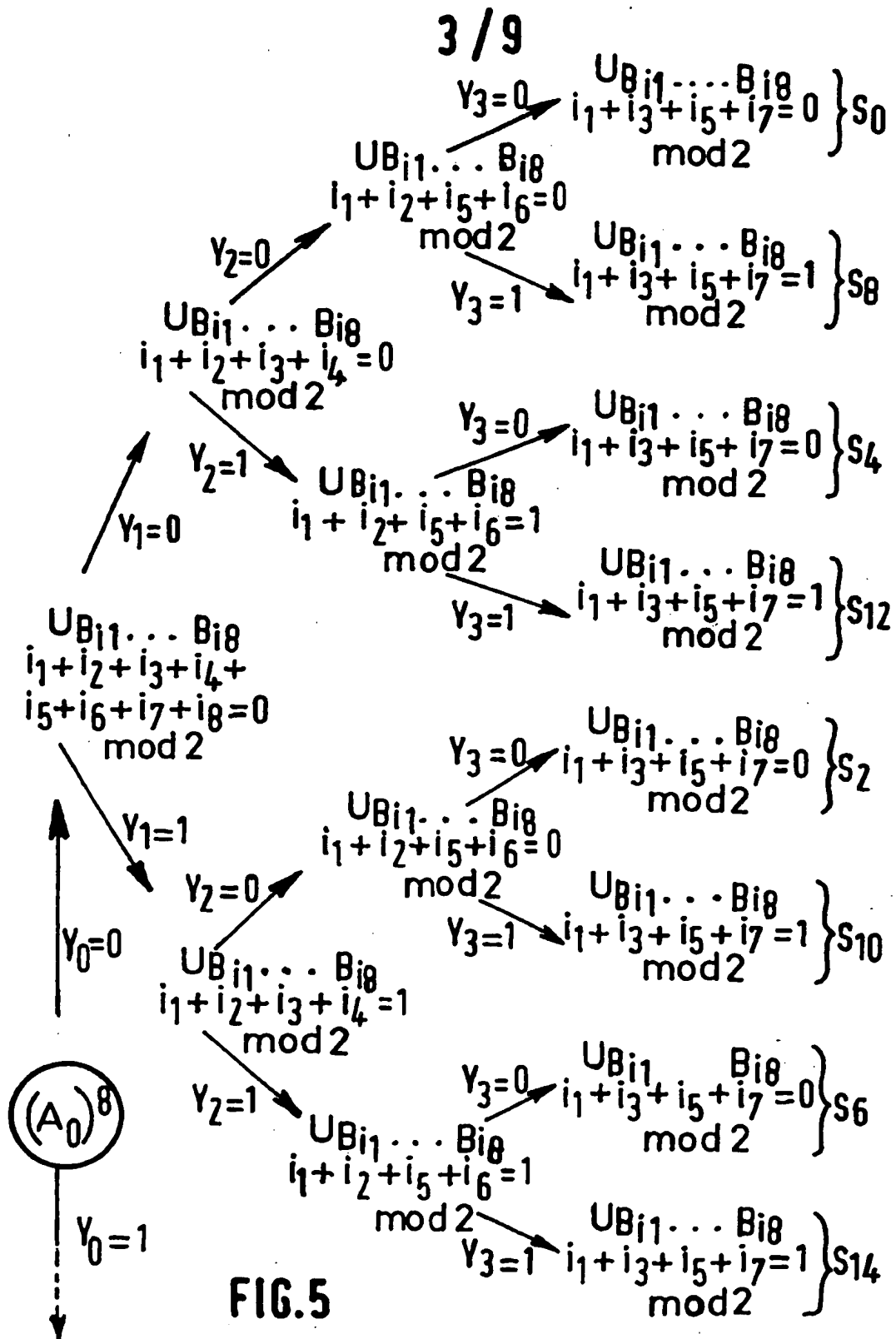


FIG. 5

4/9

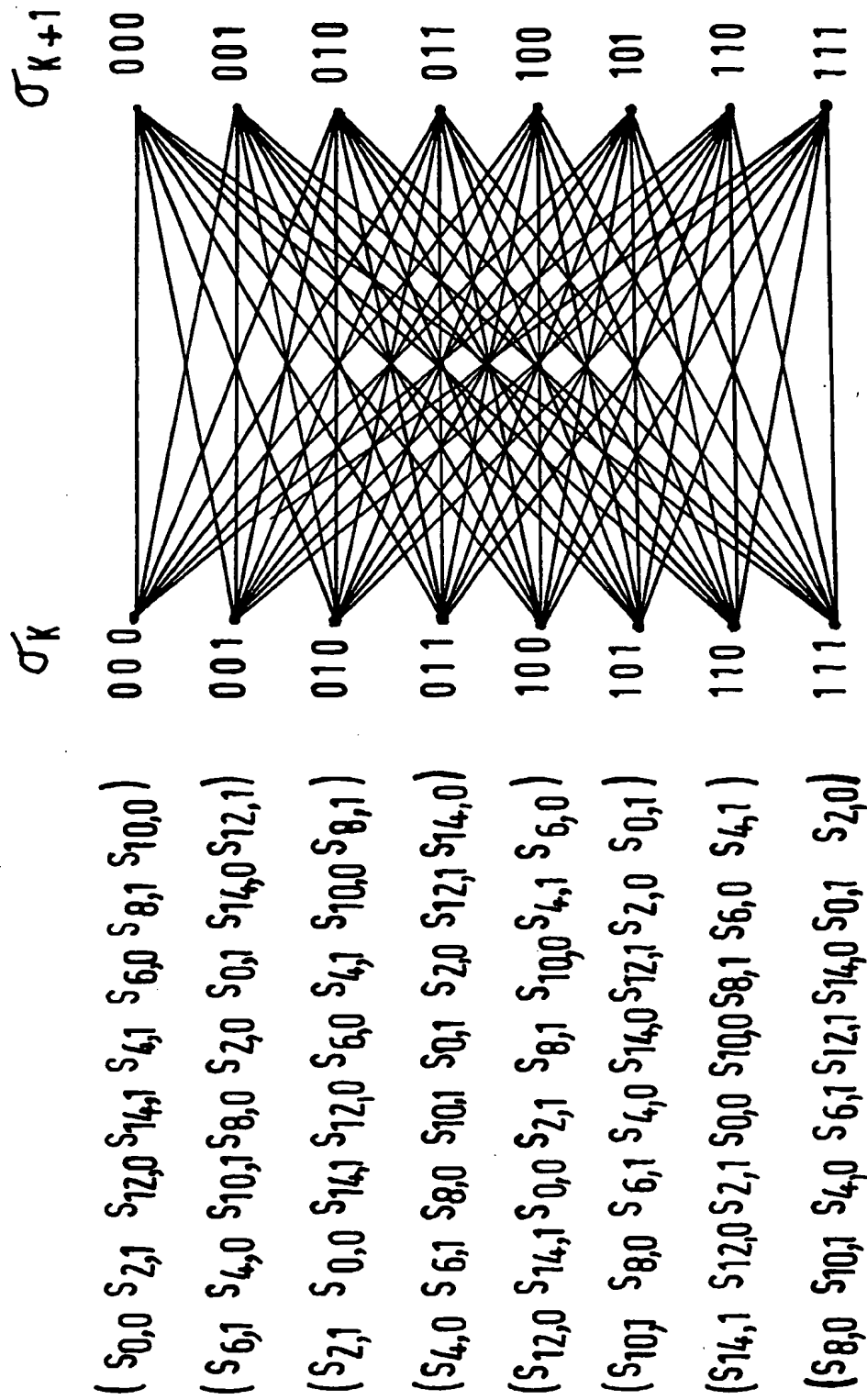


FIG.6

5/9

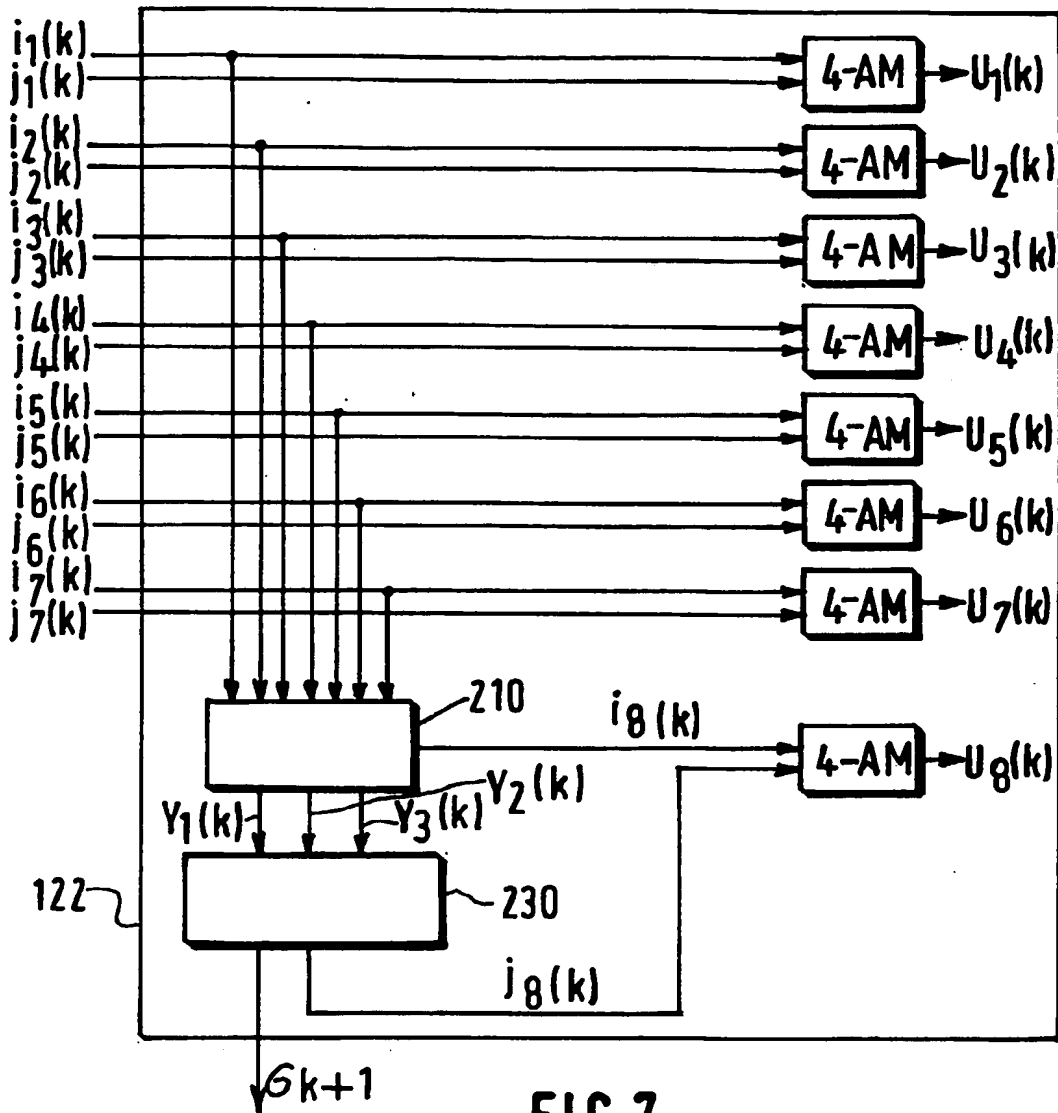


FIG. 7

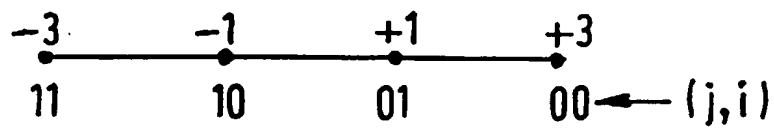


FIG. 8

6/9

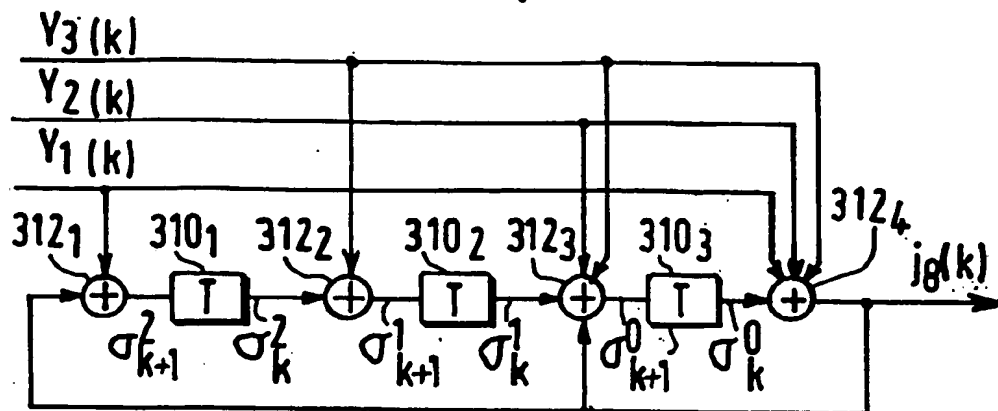


FIG. 9

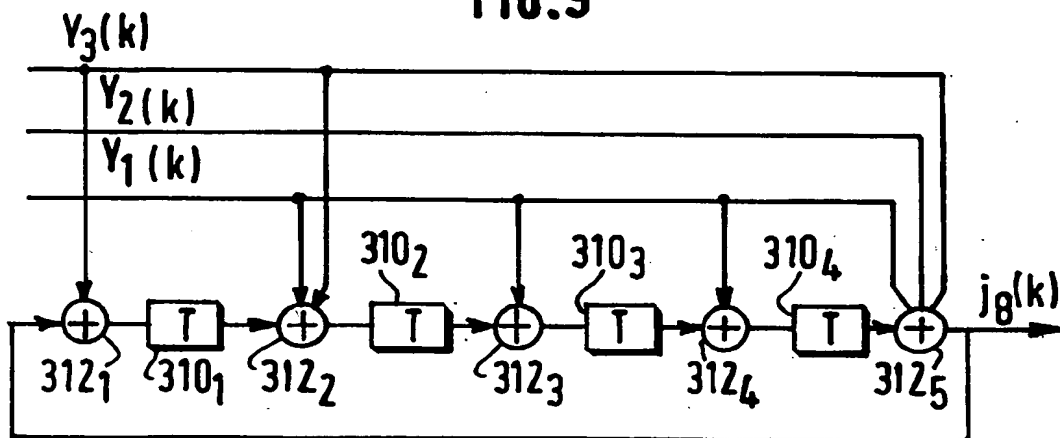


FIG. 10

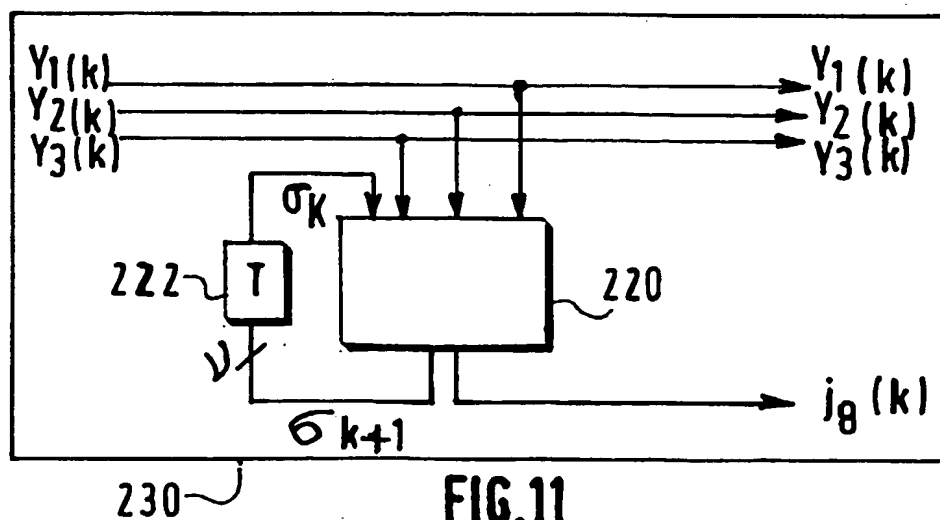


FIG. 11

7/9

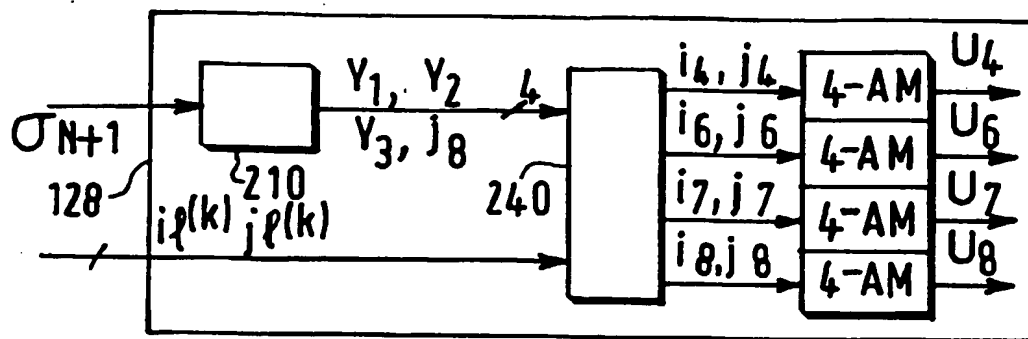


FIG. 12

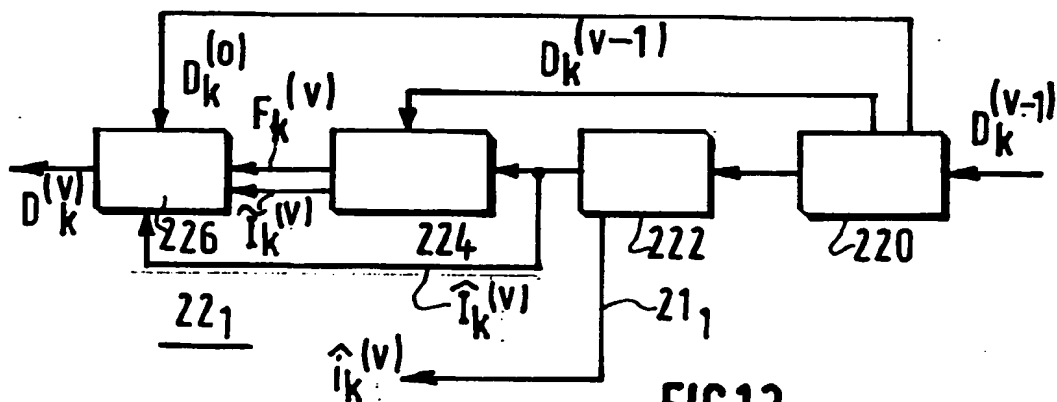


FIG. 13

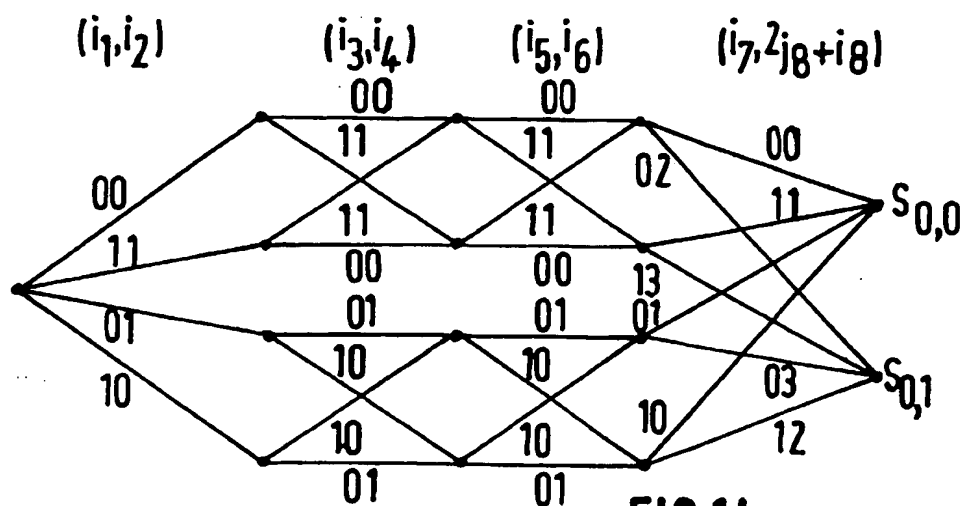
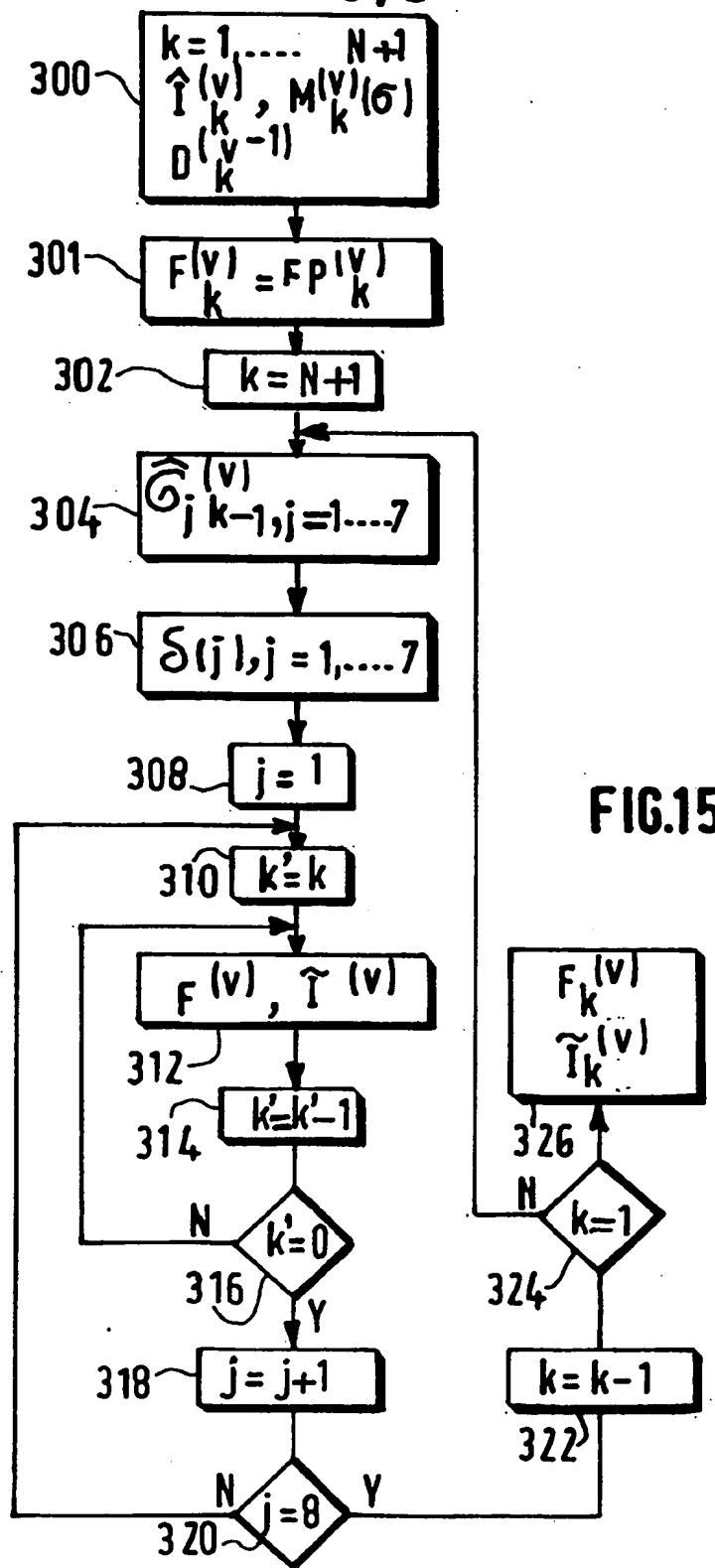


FIG. 14

8/9



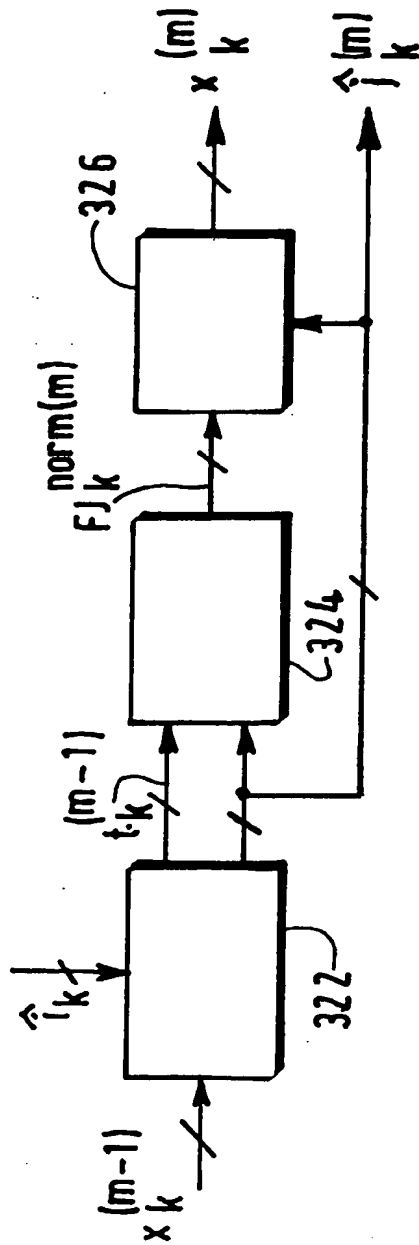


FIG. 16

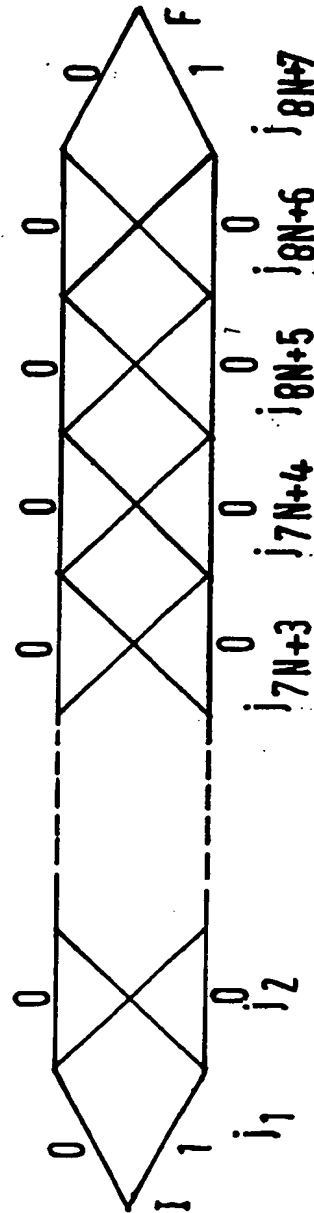


FIG. 17

REPUBLIQUE FRANÇAISE

INSTITUT NATIONAL
de la
PROPRIETE INDUSTRIELLE

RAPPORT DE RECHERCHE
PRELIMINAIRE

établi sur la base des dernières revendications
déposées avant le commencement de la recherche

N° d'enregistrement
national

FA 536159
FR 9615159

DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS		Revendications concernées de la demande examinée
Catégorie	Citation du document avec indication, en cas de besoin, des parties pertinentes	
A	US 5 428 646 A (EYUBOGLU) * colonne 2, ligne 58 - colonne 10, ligne 12; figures *	1-7
A	EP 0 051 141 A (FRANCE TELECOM) * page 6, ligne 16 - page 10, ligne 51; figures *	1-7
A	GB 2 253 974 A (BRITISH TELECOM) * page 3, ligne 1 - page 12, ligne 9; figures *	1-7
A	EP 0 696 108 A (TOSHIBA)	1,3
A	EP 0 654 910 A (FRANCE TELECOM)	1,3
A	EP 0 282 298 A (FORD)	1,3
A	EP 0 052 463 A (PLESSEY)	1,3
		DOMAINES TECHNIQUES RECHERCHES (Int. CL. 6)
		H03M
Date d'achèvement de la recherche		Examinateur
26 Août 1997		Geoghegan, C
<p>CATEGORIE DES DOCUMENTS CITES</p> <p>X : particulièrement pertinent à lui seul Y : particulièrement pertinent en combinaison avec un autre document de la même catégorie A : pertinent à l'encontre d'un motif une revendication ou arrière-plan technologique général O : divulgation non-écrite P : document intercalaire</p> <p>T : théorie ou principe à la base de l'invention E : document de brevet bénéficiant d'une date antérieure à la date de dépôt et qui n'a été publié qu'à cette date de dépôt ou qu'à une date postérieure. D : cité dans la demande L : cité pour d'autres raisons & : membre de la même famille, document correspondant</p>		

1

EPO FORM 130 (CL. 6) (P04.1)

**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

☒ **BLACK BORDERS**

☐ **IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**

☐ **FADED TEXT OR DRAWING**

☐ **BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING**

☐ **SKEWED/SLANTED IMAGES**

☐ **COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS**

☐ **GRAY SCALE DOCUMENTS**

☒ **LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT**

☒ **REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY**

☐ **OTHER:** _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.